



## **Relatório de Seminários**

*A. T. A., Marcos*

Discipline Report - Relatório de Disciplina  
November - 2007 - Novembro

The contents of this document are the sole responsibility of the authors.  
O conteúdo do presente documento é de única responsabilidade dos autores.

**Instituto de Informática**  
**Universidade Federal de Goiás**  
*www.inf.ufg.br*

# Relatório de Seminários

Programa de Pós-Graduação em Ciência da Computação  
Seminários II

Marcos Alves Trindade de Azevedo\*

marcos@psylinux.org

O documento que se segue é a compilação dos relatórios gerados à partir das apresentações realizadas na disciplina de seminários II (segundo semestre de 2007). É apresentado aqui uma discussão sobre os temas apresentados e um breve resumo.

## Sumário

<b>1 Integração de Fontes de Dados Heterogêneas</b>	<b>2</b>
<b>2 Limites Inferiores para o Número de Independência</b>	<b>4</b>
<b>3 Fechamento para a Propriedade de um Grafo ter um Prisma Hamiltoniano</b>	<b>6</b>
<b>4 Adaptação Dinâmica em Redes de Sensores sem Fio</b>	<b>8</b>
<b>5 O Problema de Equilíbrio de Tráfego</b>	<b>10</b>
<b>6 Grafos <math>p</math>-extensível</b>	<b>12</b>
<b>7 Plataforma de Rede de Sensores sem Fio para Manejo de Gado Leiteiro</b>	<b>14</b>

## Lista de Figuras

1 Exemplo de um digrafo utilizado no PET . . . . .	11
2 Emparelhamento máximo de um grafo de 4 vértices. As arestas em preto pertencem ao emparelhamento e as em vermelho não. . . . .	12
3 Ordenhadeira . . . . .	14
4 Brinco RFID . . . . .	14
5 RFID Animal - Subcutâneo . . . . .	15
6 Acesso via WEB . . . . .	16

---

\*Instituto de Informática – UFG

# 1 Integração de Fontes de Dados Heterogêneas

**Título do Seminário:** Um Framework para Integração de Fontes de Dados Heterogêneas

**Palestrante:** Rogério Gaioso

**Data:** 22/08/07

Sem sobra de dúvidas o acesso à base de informações é facilitado com o crescimento da internet, o que provocou também o aumento significativo de fontes de dados. Este crescimento tornou mais evidente as limitações atuais para encontrar, extrair, integrar e agregar informações distribuídas em fontes de dados heterogêneas.

A Internet tornou-se o veículo mais importante para disseminação de informação. Já os sistemas de informação estão cada vez mais heterogêneos pois as soluções de um fornecedor nem sempre podem ser facilmente integradas com as de outros. Até mesmo os produtos de um mesmo fabricante é comum se encontrar recursos computacionais de vários outros fabricantes.

Um aspecto importante da Web é a existência de dados não estruturados ou semi-estruturados, onde não se tem um esquema fixo para os sites, diferentemente dos conceitos de bancos de dados tradicionais.

O crescimento na adoção de padrões resultou em progresso na solução de interoperabilidade em diferentes níveis. As padronizações proporcionadas nos níveis de sistema, sintático e estrutural tem servido como solução para vários problemas. O principal desafio da integração de dados, contudo, está localizado no nível semântico.

A expectativa é que softwares auxiliem não apenas no nível de dados, mas no nível de informação, incrementando os níveis de conhecimento. A solução para os problemas de heterogeneidade semântica exige a habilidade de compartilhar e trocar informações de uma maneira semanticamente consistente.

A estrutura de banco de dados representa conceitos do mundo real através de um modelo de dados próprio, porém essa modelagem representa apenas uma parte desse mundo real, denominada mini-mundo. Conseqüentemente, diferentes visões do mundo real podem originar mini-mundos distintos, ainda que os mesmos possam ter uma área de intersecção. Além disso, técnicas de modelagem distintas podem resultar representações diferentes dos mini-mundos.

Apesar dessas diferenças, muitas vezes os conceitos do mundo real representados por bancos de dados distintos podem estar relacionados entre si de alguma forma. Por esse motivo, é natural que informações relevantes para o cliente (ou usuário) devam ser extraídas de bancos de dados distintos e, em seguida, combinadas para apresentar um resultado consolidado. Esse processo de extração e combinação é conhecido como integração de bancos de dados.

A integração de bancos de dados heterogêneos é uma questão complexa dentro da tecnologia de banco de dados, pois, para fornecer uma resposta consolidada ao usuário, é necessário eliminar as diferenças existentes (resolução de conflitos) entre os bancos de dados heterogêneos participantes. Várias abordagens têm sido propostas para viabilizar essa integração, cada uma delas sendo mais adequada a uma determinada situação. Por esse motivo, a definição da estratégia de integração mais apropriada deve considerar as características dos bancos de dados a serem integrados e o contexto em que a integração é necessária.

Uma abordagem utilizada para a integração de bancos de dados heterogêneos é a de Sistema de Bancos de Dados Federados (FDBS - *Federated Database System*). A implementação de um FDBS impõe a existência de um esquema global de integração, denominado esquema federado [2], que é definido com base nos esquemas locais dos bancos de dados que compõem a federação. O esquema federado fornece, portanto, uma visão de um grande e único banco de dados. Essa abordagem possui um alto grau de transparência, pois problemas de integração já

estão resolvidos no esquema federado, contudo, limita a autonomia dos bancos de dados locais. Essa limitação acontece porque modificações nos esquemas locais podem implicar em alterações no esquema federado.

Uma outra estratégia para integrar múltiplos bancos de dados heterogêneos é a de Sistema de Bancos de Dados Múltiplos (MDBS - *Multidatabase System*). A tecnologia de MDBS garante um maior grau de autonomia para os bancos de dados participantes da integração, denominados de Sistemas de Bancos de Dados Locais (LDBS - *Local Database System*) [4]. Entretanto, utilizar essa abordagem obriga o usuário a definir questões de localização e resolução de problemas de integração, como, por exemplo, conflitos semânticos e estruturais entre os dados armazenados nos diversos LDBS's. Em um MDBS, não é necessária a definição de um esquema global de integração, pois a linguagem de consulta é utilizada como mecanismo de integração. A idéia é que os usuários sejam capazes de “enxergar” cada esquema dos LDBS's representados em um modelo comum de dados (CDM - *Common Data Model*) [11]. Os esquemas locais representados nesse modelo comum são denominados de esquema conceitual.

Uma abordagem para integração de bancos de dados, que estejam baseados na Web ou em redes ad hoc, deve oferecer suporte às características desses ambientes. Portanto, a arquitetura de integração deve conferir um alto grau de autonomia para os participantes. Além disso, deve ser capaz de resolver conflitos de integração originados, principalmente, da grande heterogeneidade dos bancos de dados a serem integrados. Finalmente, deve permitir uma manipulação de dados distribuídos em diferentes locais de forma eficiente.

Outra característica de ambientes como a Web e redes ad hoc, que favorece a adoção da abordagem de MDBS, é a dificuldade em implementar uma administração central capaz de manter o esquema federado. Essa administração pode tornar-se inviável, devido às decisões estratégicas que visam preservar a independência da administração dos bancos de dados locais.

## 2 Limites Inferiores para o Número de Independência

**Título do Seminário:** Lower bounds on the independence number

**Palestrante:** Peter Horak

**Data:** 23/08/07

Dentre os problemas de otimização, um dos mais investigados é o de se determinar um conjunto de vértices de um grafo, não adjacentes dois a dois, com a maior cardinalidade possível. Esta cardinalidade diz-se o número de independência (ou de estabilidade) do grafo.

Um subconjunto de vértices do grafo com um número de vértices igual ao número de independência, diz-se um conjunto independente máximo do grafo.

Dado um grafo  $G = (V, E)$ , onde  $V$  é um conjunto não vazio e finito de vértices,  $E$  é um conjunto de arestas, sendo cada aresta um par não ordenado de elementos pertencentes a  $V$ . Define-se como a *ordem*  $n$  e o *tamanho*  $e$  de um grafo  $G$  a cardinalidade dos conjuntos  $V$  e  $E$ , respectivamente. Por definição também,  $d_v$  é o grau de um vértice  $v \in V$ ,  $d = 2e/n$  é o *grau médio* de  $G$ ,  $\Delta$  é o *grau máximo* de  $G$  e  $\omega$  é o tamanho da maior clique de  $G$ .

Dado  $I \subseteq V$ , diz-se que  $I$  é um *conjunto independente* se todos os seus vértices não forem adjacentes entre si. O *número de independência* de  $G$ , denotado por  $\alpha(G)$ , corresponde ao tamanho do maior conjunto independente maximal de  $G$ . Esse parâmetro é conhecido para algumas classes de grafos. Por exemplo, para  $n = 1, \dots, k$ ,  $\alpha(C_n) = n/2$  para  $n$  par e  $\alpha(C_n) = n - 1/2$  para  $n$  ímpar. Por outro lado, para uma grande variedade de grafos, determinar o número de independência  $\alpha$  é uma tarefa complicada. Ainda assim, é possível estabelecer limites para o número de independência. Por exemplo, para um grafo bipartido qualquer, tem-se como limite inferior para  $\alpha$  o tamanho de sua maior partição.

Pesquisas já demonstraram que o número de independência de um grafo  $G$  possui um limite inferior

$$\alpha \geq \frac{n}{\Delta + 1} \quad (1)$$

que pode ser obtido por um algoritmo guloso que constrói um conjunto independente  $I$  da seguinte maneira:

1. escolhe-se um vértice  $v$  qualquer do grafo;
2. coloca-se  $v$  em  $I$  e deleta-se todos os seus vizinhos.
3. Repetir os itens acima que não seja possível colocar mais vértices em  $I$ .

Se  $G$  não possuir um grafo completo sobre  $\Delta + 1$  vértices nem um ciclo ímpar como componentes, um limite melhor pode ser obtido como consequência do Teorema de Brooks [19] relacionado à coloração de um grafo:

$$\alpha \geq \frac{n}{\Delta} \quad (2)$$

É possível obter um limite (Limite 3) inferior para  $\alpha$  utilizando o Teorema de Turán. Como  $\Delta$  corresponde ao grau máximo e  $d$  corresponde ao grau médio, o resultado obtido é um pouco melhor que o limite anterior.

$$\alpha \geq \frac{n}{d + 1} \quad (3)$$

Wei melhorou o Limite 3, estabelecendo o seguinte resultado:

$$\alpha \geq \sum_{v \in V(G)} \frac{1}{d_v + 1} \quad (4)$$

Murphy introduziu um *fator de erro* ao Limite 4 ao considerar grafos livres de triângulos:

$$\alpha \geq \sum_{v \in V(G)} \frac{1}{d_v + 1} + \frac{\sum_{v \in V(G)} (d_v + 1)}{\Delta^2 + \Delta} \quad (5)$$

Harant e Schiermeyer escolheram o vértice de menor grau para otimizar o algoritmo guloso descrito anteriormente. Os autores mostraram que

$$\alpha \geq \text{raiz de } x^2 - (2e + n + 1)x + n^2 = 0 \quad (6)$$

O Limite 7, fornecido por Fajtlowicz, fez com que o autor deste trabalho estabelecer a conjectura a seguir:

$$\alpha \geq \frac{2n}{\Delta + \omega + 1} \quad (7)$$

**Conjectura 1** Para qualquer grafo  $G$ ,

$$\alpha \geq \sum_{v \in V(G)} \frac{2}{d_v + \omega + 1} \quad (8)$$

### 3 Fechamento para a Propriedade de um Grafo ter um Prisma Hamiltoniano

**Título do Seminário:** Closure for property of having a hamiltonian prism

**Palestrante:** Ladislav Stacho Simon

**Data:** 24/08/07

Dado um grafo  $G = (V, E)$ , onde  $V$  é um conjunto não vazio e finito de vértices,  $E$  é um conjunto de arestas, sendo cada aresta um par não ordenado de elementos pertencentes a  $V$ . A ordem  $n$  e o tamanho  $e$  de um grafo  $G$  correspondem à cardinalidade dos conjuntos  $V$  e  $E$ , respectivamente. Além disso, define-se como *prisma* de  $G$  o produto cartesiano  $G \times K_2$  de  $G$  com o grafo completo  $K_2$ .

Um grafo é dito *Hamiltoniano* quando possuir um ciclo por todos os vértices, sendo este ciclo denominado *Ciclo Hamiltoniano*. Existem várias generalizações do conceito de ciclo hamiltoniano, como por exemplo o  $k$ -caminho e  $k$ -árvore. Um  $k$ -caminho é um caminho induzido e fechado que visita cada vértice no máximo  $k$  vezes. Portanto, um ciclo hamiltoniano é um 1-caminho. Já uma  $k$ -árvore é uma árvore induzida cujos vértices possuem grau máximo  $k$ . Dessa forma, um caminho hamiltoniano é uma 2-árvore.

De maneira geral, é possível mostrar que um grafo que possui uma  $k$ -árvore também possui um  $k$ -caminho e um grafo que possui um  $k$ -caminho possui uma  $(k+1)$ -árvore. Pode-se deduzir a seguinte afirmação sobre o relacionamento entre  $k$ -caminho e  $k$ -árvore:

$$1\text{-caminho (Ciclo Ham.)} \Rightarrow 2\text{-árvore (Caminho Ham.)} \Rightarrow 2\text{-caminho} \Rightarrow 3\text{-árvore} \dots$$

O fato de  $2\text{-árvore} \Rightarrow 2\text{-caminho}$  atraiu a atenção de muitos pesquisadores [10]. Em particular, foi provado que se  $G$  possuir uma 2-árvore, então o prisma de  $G$  é hamiltoniano e, além disso, que se o prisma de  $G$  for hamiltoniano então  $G$  possui um 2-caminho. Em outras palavras,  $2\text{-árvore} \Rightarrow \text{prisma hamiltoniano} \Rightarrow 2\text{-caminho}$ . O fato de o prisma de  $G$  ser hamiltoniano não implica que  $G$  tenha seja uma 2-árvore e que se  $G$  possuir um 2-caminho não implica que  $G$  seja um prisma hamiltoniano. [9]

Outro conceito importante sobre grafos é o de  $k$ -fechamento. Um  $k$ -fechamento de um grafo  $G$ , denotado por  $Cl_k(G)$ , é o grafo obtido de  $G$  recursivamente unindo pares de vértices não adjacentes cujas somas dos graus seja menor que  $k$  até que não haja pares remanescentes. Assim, se  $G$  é um grafo de ordem  $n$ , tem-se que:

$$G = Cl_{2n-3}(G) \subseteq Cl_{2n-4}(G) \subseteq \dots \subseteq Cl_1(G) \subseteq Cl_0(G) = K_n$$

Uma propriedade de grafos é chamada  $k$ -estável quando  $G$  possui a propriedade se e somente se  $Cl_k(G)$  também possuir. A motivação para o estudo deste conceito foi dada por Bondy e Chvátal [1] que provaram a seguinte afirmação: “Um grafo  $G$  de ordem  $n$  é hamiltoniano se e somente se  $Cl_n(G)$  for hamiltoniano”. Logo, pode-se dizer que a propriedade de ciclo hamiltoniano é  $k$ -estável. De acordo com os autores, existem diversos outros relacionamentos entre problemas hamiltonianos e fechamento de grafos, fato que levou Kaiser *et al.* [9] a definir o Problema 1:

**Problema 1** *Seja  $G$  um grafo de ordem  $n$  e sejam  $x$  e  $y$  dois vértices não adjacentes tal que a soma de seus graus seja no mínimo  $n$ . É verdade que  $G$  tem um prisma hamiltoniano se e somente se  $G + xy$  tiver?*

Kral e Stacho [10] demonstraram que a resposta para o Problema 1 é falsa. Este resultado foi obtido ao se provar que a propriedade de “ter um prisma hamiltoniano” não é  $k$ -estável para  $k = 4n/3 - 16/3$ , através da Proposição 1:

**Proposição 1**  $\forall k \geq 2$ , existe um grafo  $G$  de ordem  $n = 3k + 4$  tal que o prisma de  $G$  não possui um ciclo hamiltoniano, mas o prisma de  $Cl_{4n/3-16/3}(G)$  possui.

Por outro lado, apesar de provarem que a resposta é falsa, os autores ressaltam um outro resultado ainda mais importante ao provar que tal propriedade é  $k$ -estável para  $k = 4n/3 - 1$ .



## 4 Adaptação Dinâmica em Redes de Sensores sem Fio

**Título do Seminário:** Uma Visão Geral de Redes de Sensores sem Fio

**Palestrantes:** Leandro Alexandre

Marcos Azevedo

Rodrigo Neves

Salomão Pinheiro

Thiago Sousa

Vagner Sacramento

**Data:** 29/08/07

Redes de sensores sem fio são formadas por pequenos dispositivos de sensoriamento, e de capacidade autônoma em relação à energia, capacidade computacional e comunicação.

Tais redes podem ser formadas por milhares de dispositivos e possuem aplicações em diversas áreas. Por possuírem um hardware limitado a construção de aplicações para essas redes, diretamente sobre o a interface de hardware, pode ser bastante complexa.

Algumas plataformas de desenvolvimento procuram facilitar este processo, fornecendo além de um sistema de execução nativo para os dispositivos, um framework para desenvolvimento, depuração e monitoramento das aplicações.

Um sensor é um dispositivo físico cuja finalidade é medir variáveis do ambiente tais como temperatura, acústica, luminosidade, pressão entre outras. São equipados com processador e memória que possuem capacidade reduzida. A comunicação é feita através de um transceiver de rádio de curto alcance (não superior a 100 metros). Outra limitação é a fonte de energia que muitas vezes é uma fonte rapidamente esgotável.

A formação de uma Rede de Sensores sem Fio (RSSF) se dá com a utilização de sensores e um elemento central – **gateway** – responsável por processar e, geralmente, armazenar as informações coletadas pelos sensores. Esse elemento também é responsável pela comunicação da rede com ambientes externos e constitui o ponto de acesso à rede.

RSSF são, na maioria das vezes, construídas para atender as necessidades de uma aplicação específica, de tal forma que os elementos que a formam realizam uma mesma tarefa colaborando entre si.

Uma característica importante de RSSF é a grande autonomia dos componentes: não há intervenção humana na configuração e otimização dos elementos. Uma RSSF tende, assim, a ser autônoma e requer um alto grau de cooperação para executar as tarefas definidas para a rede.

Como exemplo podemos citar o TinyOS. O TinyOS [13] não é um sistema operacional no sentido convencional, é um framework de programação de sistemas embarcados mais um conjunto de componentes reutilizáveis que possibilitam a construção de um sistema operacional específico para aplicações de RSSF.

O sistema foi construído com a linguagem NesC, um dialeto da linguagem C, e possui um modelo de programação baseado em componentes [12]. Neste sentido, um programa pode ser visto como um grafo de componentes, onde cada componente oferece um conjunto de serviços especificados através de interfaces.

Grande parte das pesquisas sobre RSSFs tratam do desenvolvimento de funções e algoritmos que são projetados para um tipo específico de rede. A identificação e implementação de primitivas de sistema operacional em RSSF ainda é uma área inicial de pesquisa, o que inviabiliza o desenvolvimento de uma plataforma de middleware genérica que atenda a mais de uma rede [15].

O middleware para uma RSSF deve prover mecanismos para incorporar o conhecimento da

aplicação e dessa forma se adaptar para o funcionamento da rede. O uso de reflexão pode aumentar a facilidade em tratar mudanças no ambiente bem como oferecer adaptabilidade de uma RSSF a mais de uma categoria de aplicação. Alguns cenários de uso de reflexão são discutidos a seguir.

#### **4.1 Trajeto de transmissão dos dados**

Devido ao curto alcance do transceiver, sensores localizados mais distante do gateway devem utilizar outros sensores para se comunicar com este. Os dados são passados de sensor a sensor até atingí-lo.

Comunicação é a operação que mais consome energia no sensor, de forma que utilizar sempre um mesmo trajeto não é desejável; os sensores que fazem parte desse trajeto logo estarão sem energia.

Após um certo tempo de uso a rede poderia ser adaptada de forma que outra rota de comunicação seja estabelecida retirando-se do conjunto de seleção aqueles sensores com um nível muito baixo de carga. Outra estratégia é fazer com que sensores com recurso abundante de energia (“ligados na tomada”) estejam sempre presentes no trajeto de comunicação.

#### **4.2 Topologia da rede**

A existência de um middleware adaptativo viabiliza a utilização de uma mesma RSSF por mais de uma aplicação. Aplicações distintas certamente possuem interesses distintos de forma que uma certa aplicação pode não estar interessada a uma dada área que é monitorada na rede.

Mecanismos adaptativos podem ser empregados de forma a desabilitar sensores localizados fora da área de interesse da aplicação ou, de forma equivalente, ativar sensores que estejam inativos. No caso de existir um protocolo de controle de topologia da rede este também pode ser modificado ou substituído.

#### **4.3 Trabalhos Desenvolvidos**

O desenvolvimento de uma plataforma de middleware para RSSF que ofereça as funcionalidades aqui discutidas é algo que vem sendo pesquisado.

[3] descreve um projeto onde simulações mostraram que a energia residual da rede pode ser aumentada em mais de 100% quando mecanismos de adaptação são utilizados, mantendo os requisitos de QoS da aplicação. O middleware proposto oferece um serviço de decisão para a configuração da RSSF que abrange a escolha da topologia lógica da rede e do protocolo de roteamento a serem adotados, e um serviço de gerência de recursos, responsável pela seleção dos sensores que permanecerão ativos para executar uma tarefa solicitada.

MILAN [8] é outro projeto de middleware para RSSF. Esta plataforma recebe a descrição de requisitos de QoS da aplicação e escolhe a melhor configuração dos sensores e da rede para atender esses requisitos, buscando maximizar o tempo de vida da rede. Uma característica que inviabiliza o uso dessa plataforma em RSSF maiores, é seu alto grau de centralização.

## 5 O Problema de Equilíbrio de Tráfego

**Título do Seminário:** O Problema de Equilíbrio de Tráfego

**Palestrante:** Walid Abdala Rfaei Jradi

**Data:** 05/09/07

Trânsito urbano nas grandes cidades é um grave problema a ser considerado. Tornando-se crescente o interesse de toda a sociedade em soluções para o mesmo, o aluno de mestrado Walid Jradi apresentou uma proposta para minimizar o problema de tráfego através de um modelo de equilíbrio. Contudo, para obterem-se soluções apropriadas a esse problema é necessário o uso de informações geográficas das áreas em estudo. Sistemas de geoprocessamento são muito apropriados para analisar e manipular este tipo de informação. Esse problema é classificado como PET.

O Problema de Equilíbrio de Tráfego (PET) é definido como o problema de prever o fluxo de tráfego urbano que resultará de numerosos veículos de vários tipos, tentando cada um minimizar seu tempo de percurso de uma origem a um dado destino [16].

A solução do PET envolve a simulação do fluxo de tráfego na cidade, sendo o fluxo aquele do tráfego atual ou que resultaria de alguma reforma urbana proposta. Desta maneira a solução do PET ajuda no planejamento e no controle do tráfego urbano.

O fluxo dos veículos modelado no PET necessita satisfazer a duas regras para modelar corretamente as condições reais do tráfego:

1. O fluxo é um número real não-negativo;
2. O fluxo deve obedecer a condição de Wardrop [20]: “Cada motorista viaja por uma rota na qual ninguém pode unilateralmente alterar, reduzindo seu tempo de percurso”.

A condição de Wardrop implica que cada motorista pretende, individualmente, minimizar seu tempo do curso. Assim é suposto que a maioria dos motoristas é familiar com as opções existentes a respeito de viajar de uma determinada origem a algum destino, e que usarão esse conhecimento para minimizar seu tempo do curso.

Neste sentido, o PET é um problema de minimização do tempo ou custo do percurso por milhares de motoristas, com interação entre estas pessoas [6]. Não é, conseqüentemente, um problema simples de minimização. É classificado como um problema de inequações variacionais em uma larga escala [7], e não satisfaz às condições matemáticas que garantem uma única solução.

A solução matemática do PET consiste em utilizar um digrafo com uma função  $t_a$  associada (Figura 1). Essa função expressa o tempo necessário para o percurso em função de vários fatores como distância e intensidade do tráfego e é usada para simular (ou prever) as condições existentes da estrutura urbana. Assim é considerado um digrafo  $D = (V, A)$  com  $m$  nós e  $n$  arcos. As ruas, as avenidas, etc. são arcos e suas conexões e interseções são nós. A este grafo é associado um vetor  $d$  das demandas, representando os veículos que pretendem viajar da origem ao destino (O-D) no intervalo de tempo. A cada arco é associado um fluxo  $x$ , isto é, o número dos veículos nesse arco num intervalo de tempo. O tempo de viajar sobre o arco  $a$  será governado por uma função  $t_a$ .

A solução ao PET consiste na informação a respeito de como o tráfego fluirá enquanto os motoristas buscam minimizar individualmente seus tempos de percurso (tempos totais). Os fluxos calculados convergirão a determinados valores limite após um número de iterações, e os valores encontrados servirão para ajudar a decidir a melhor organização e condições do fluxo de

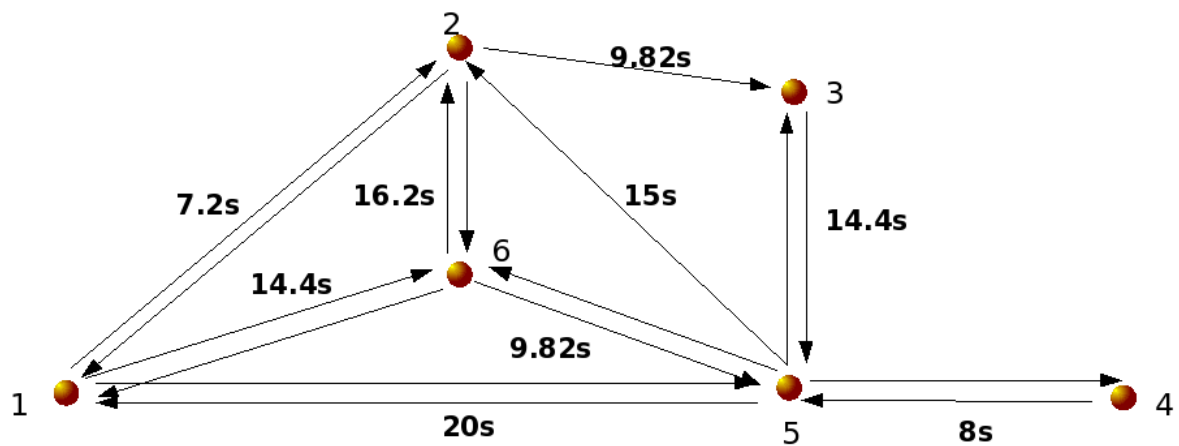


Figura 1: Exemplo de um digrafo utilizado no PET

tráfego, incluindo decisões se determinadas ruas devem ser de sentido único ou mão-dupla ou se determinadas manobras devem ser permitidas ou não, entre outros [7].

## 6 Grafos $p$ -extensível

**Título do Seminário:** Grafos  $p$ -extensível

**Palestrante:** André da Cunha Ribeiro

**Data:** 12/09/07

Um emparelhamento (*matching*) num grafo  $G$  não-dirigido é um conjunto  $M$  de arestas dotado da seguinte propriedade: todo vértice de  $G$  incide em no máximo um elemento de  $M$ .

Um emparelhamento  $M$  é máximo se não existe um emparelhamento  $M'$  tal que  $|M'| > |M|$ . A propósito, um emparelhamento  $M$  é maximal se não existe um emparelhamento  $M'$  do qual  $M$  faça parte própria (portanto,  $M$  é maximal se não existe aresta  $a$  fora de  $M$  tal que  $M + \{a\}$  também é um emparelhamento).

Um emparelhamento  $M$  **satura** um vértice  $v$  se alguma aresta de  $M$  incide em  $v$ . Vértices não-saturados são às vezes chamados livres. Um emparelhamento  $M$  é perfeito se satura todos os vértices do grafo.

Um caso especial interessante do problema do emparelhamento máximo é encontrar um emparelhamento perfeito num grafo dado. É claro que nem todo grafo tem um emparelhamento perfeito; a dificuldade do problema está em decidir se o grafo tem ou não tem um emparelhamento perfeito.

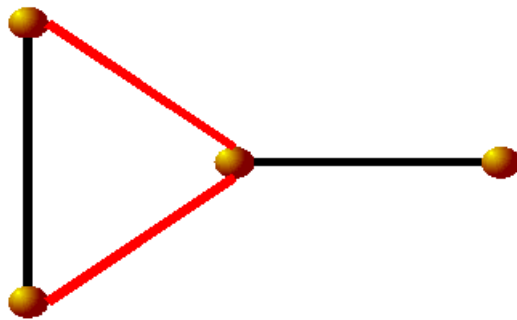


Figura 2: Emparelhamento máximo de um grafo de 4 vértices. As arestas em preto pertencem ao emparelhamento e as em vermelho não.

Dado um emparelhamento  $M$  qualquer, define-se como *caminho alternante* o caminho que alterna arestas que pertencem a  $M$  e arestas que não pertencem a  $M$ . Um *caminho aumentante* é um caminho alternante onde os dois extremos não estão saturados.

Seja  $G = (V, E)$  um grafo de ordem par, onde  $|V| = n$ , e um inteiro  $p$  tal que  $0 \leq p < \frac{n}{2}$ . Diz-se que  $G$  é  $p$ -extensível se as seguintes condições forem satisfeitas:

1. Se  $G$  possuir um emparelhamento perfeito;
2. Se todos os conjuntos de  $p$  arestas independentes estão contidas em algum emparelhamento perfeito.

Para  $p$  fixo, é possível determinar se  $G$  é ou não  $p$ -extensível em tempo polinomial. Entretanto, para um  $p$  geral, não se sabe a classe em que o problema está contido.

O Teorema 1 garante a existência de um emparelhamento perfeito para um grafo  $G$  quando existir um conjunto de arestas independentes  $A$  tal que  $|A| < \frac{|V|}{2}$  e se, e somente se,  $G - V(A)$  possuir um emparelhamento perfeito.

**Teorema 1** *Seja  $G$  um grafo e  $A$  um conjunto de arestas independentes tal que  $|A| < \frac{|V|}{2}$ .  $A$  estende para um emparelhamento perfeito se, e somente se,  $G - V(A)$  possuir um emparelhamento perfeito.*

O algoritmo polinomial de Lou [14] decide se um grafo  $G$  é ou não 1-extensível, usando como entrada um emparelhamento máximo para  $G$ .

Seja  $G = (V, E)$  um grafo de ordem par, onde  $|V| = n$ , e um inteiro  $p$  tal que  $0 \leq p < \frac{n}{2}$ . O maior inteiro  $p$  tal que  $G$  seja  $p$ -extensível é chamado de *número de extensão* de  $G$ , denotado por  $ext(G)$ .

Um problema em aberto consiste em caracterizar classes de grafos  $p$ -extensíveis para os quais é possível determinar  $ext(G)$  em tempo polinomial.

## 7 Plataforma de Rede de Sensores sem Fio para Manejo de Gado Leiteiro

**Palestrante:** Marcos Alves Trindade de Azevedo

A proposta de uma Plataforma de RSSF para Manejo de Gado Leiteiro surgiu a partir da necessidade concreta da fazenda modelo localizada na Universidade Federal de Goiás.



Figura 3: Ordenhadeira

A falta de um modelo de trabalho associado a um software e sensores para realizar uma coleta precisa das informações pertinentes, leva atualmente a erros, uso de informações incorretas e imprecisão dos dados.

A proposta consiste em uma infra-estrutura de hardware e software capaz de auxiliar na gerência e controle dos animais. O uso de RFID (Identificador de Radio Freqüência) associado ao sensor de fluxo trata uma maior precisão nas informações coletadas.



David Friedman / Getty Images file

Figura 4: Brinco RFID





Figura 5: RFID Animal - Subcutâneo

Para a implantação da Plataforma proposta os requisitos mínimos de infra-estrutura devem ser atendidos:

- Identificadores RFID's;
- Leitor RFID;
- Sensor de Fluxo/Vazão;
- Infra-estrutura cabeada;
- Infra-estrutura de rede wireless;
- Servidores
  - Remoto
    - 1. Web (Aplicação) e Banco de Dados;
  - Local
    - 1. Para persistência e replicação via wireless;
    - 2. Controle dos motores via Porta Paralela;

Atualmente um sensor de fluxo tem sido desenvolvido em parceria com o Instituto de Engenharia Elétrica da Universidade Federal de Goiás. A idéia do sensor de fluxo é:

1. Medir a quantidade de leite produzida por animal



2. Medir as oscilações da vazão durante o processo de ordenha
3. Ser portátil e adaptável a outras ordenhadeiras presente no mercado

Este sensor de fluxo conta com um display embutido que possibilita a visualização do processo de ordenha. A consistência automática dos dados em um servidor local é feita a partir do próprio sensor, sem intervenção humana. Conseqüentemente a melhoria na gerência da produção de leite por animal tende a aumentar, melhora também a distribuição dos animais durante a alimentação, dado que o sensor de fluxo trabalha associado ao controle automatizado de porteira.

A porteira eletrônica será controlada por um computador local via porta paralela. Segundo a identificação do animal o manejo é feito, abrindo ou fechando a porteira, direcionando assim o animal para o pasto ou para a ração preparada.

As informações são exibidas em tempo real em uma tela disponibilizada no local da ordenha. É possível portanto identificar o animal por nome, idade, vacinação, peso e outras informações pertinentes. A plataforma então é capaz de gerar um histórico da produção por animal.

Os dados são enviados via rede sem fio a um servidor remoto, aonde essas informações são persistidas em um banco de dados. Este mesmo servidor, conectado a Internet, atuará como um servidor de aplicação web, disponibilizando as informações para a grande rede.

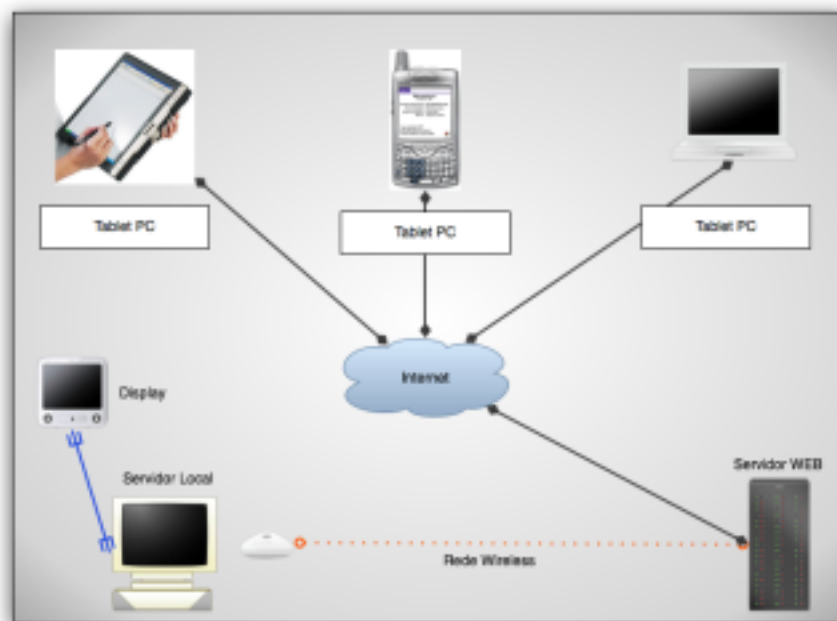


Figura 6: Acesso via WEB

Os dados então poderão ser acessados via WEB, pelo protocolo HTTP, com interface para para Mobile's e Desktop's; O controle de acesso baseado em usuário, permite nível de acesso diferenciado as informações. A geração de gráficos e o acompanhamento do histórico e identificação de cada animal, será um enorme benefício para os veterinários e demais interessados que por ventura não puderem se fazer sempre presentes no local da fazenda.

## Referências

- [1] BONDY, J. A; CHVÁTAL, V. **A method in graph theory**. Discrete Math., 15:111–135, 1976.
- [2] BOUGUETTAYA, A; ELMAGARMID, A; BENATALLAH, B. **Interconnecting Heterogeneous Information Systems**. Kluwer Academic Publishers Norwell, MA, USA, 1998.
- [3] DELICATO, F. C; PIRES, P. F; RUST, L; PIRMEZ, L; DE REZENDE, J. F. **Reflective middleware for wireless sensor networks**. In: SAC '05: PROCEEDINGS OF THE 2005 ACM SYMPOSIUM ON APPLIED COMPUTING, p. 1155–1159, New York, NY, USA, 2005. ACM Press.
- [4] DOMENIG, R; DITTRICH, K. **A query based approach for integrating heterogeneous data sources**. ACM Press New York, NY, USA, 2000.
- [5] GOLDCHLEGER, A. **Integrate: Um sistema de middleware para computação em grade oportunista**. Master's thesis, Instituto de Matemática e Estatística – Universidade de São Paulo, 2004.
- [6] HALL, B. **Métodos de Resolução do Problema de Equilíbrio de Tráfego**.
- [7] HARKER, P. **Multiple equilibrium behaviors on networks**. Transportation science, 22(1):39–46, 1988.
- [8] HEINZELMAN, W; MURPHY, A; CARVALHO, H; PERILLO, M. **Middleware to support sensor network applications**, 2004.
- [9] KAISER, T; RYJÁČEK, Z; KRÁL, D; ROSENFELD, M; VOSS, H.-J. **Hamilton cycles in prisms**. J. Graph Theory, 56(4):249–269, 2007.
- [10] KRÁL, D; STACHO, L. **Closure for the property of having a hamiltonian prism**. Journal of Graph Theory, 54(3):209–220, 2007.
- [11] LEN, S. **XML's impact on databases and data sharing [J]**. Computer, 34(6):59–67, 2001.
- [12] LEVIS, P. **Tinyos programming manual**. <http://www.tinyos.net/tinyos-2.x/doc/pdf/tinyos-programming.pdf>, acessado em Junho de 2007, 2006.
- [13] LEVIS, P; MADDEN, S; POLASTRE, J; SZEWCZYK, R; WHITEHOUSE, K; WOO, A; GAY, D; HILL, J; WELSH, M; BREWER, E; OTHERS. **TinyOS: An Operating System for Sensor Networks**. Ambient Intelligence, 2005.
- [14] LOU, D; SAITO, A; TENG, L. **To determine 1-extendable graphs and its algorithm**. Ars Comb., 69, 2003.
- [15] LOUREIRO, A. A; RUIZ, L. B; FRANCISCANI, F. P; COUTO, R. R. P; NOGUEIRA, J. M. S. **Middleware para redes de sensores sem fio**. In: LIVRO TEXTO DO IV WTF DO XXI SIMPÓSIO BRASILEIRO DE REDES DE COMPUTADORES (SBRC), p. 89–115, 2003.
- [16] SHEFFI, Y. **Urban Transportation Networks: Equilibrium Analysis with Mathematical Programming Methods**. Prentice-Hall, 1985.

- [17] SIMON, D; CIFUENTES, C; CLEAL, D; DANIELS, J; WHITE, D. **Java on the bare metal of wireless sensor devices: the squawk Java virtual machine**. Proceedings of the 2nd international conference on Virtual execution environments, p. 78–88, 2006.
- [18] SMITH, R. **SPOTWorld and the Sun SPOT**. Proceedings of the 6th international conference on Information processing in sensor networks, p. 565–566, 2007.
- [19] WEST, D. B. **Introduction to Graph Theory**, chapter Coloring of Graphs, p. 191–232. Prentice Hall, 2nd edition, 2001.
- [20] WU, F; WU, S. **A modified Frank-Wolfe algorithm and its convergence properties**. Acta Mathematicae Applicatae Sinica (English Series), 11(3):285–291, 1995.