

# 传输子网选择: 度数有界最大支撑子图逼近

凤旺森 张蓓 陈萍 崔健

(北京大学计算中心网络与软件安全保障教育部重点实验室 北京 100871)

**摘要** 研究了源于无线网状网络的度数有界最大支撑子图问题: 给定连通图  $G=(V, E)$  和正整数  $d \geq 2$ , 求  $G$  的一个最大支撑子图  $H$ , 满足对  $V$  中每个顶点  $v$ ,  $v$  在  $H$  中的度数  $d_H(v)$  不超过  $d$ 。这里, 支撑子图指图  $G$  的一个连通而且包括  $G$  中所有顶点的子图。就输入图的边是否带权, 分别设计了多项式时间近似算法。当输入图为无权图时, 证明了近似算法的近似比为 2; 当输入图为赋权图时, 证明了算法输出一个最大度数不超过  $d+1$ 、权重不低于最优解权重  $1/(d+2)$  的支撑子图。算法输出的度数有界支撑子图可以用作无线网状网络的传输子网。

**关键词** 度数有界最大支撑子图, 近似算法, 无线网状网络, 传输子网选择

**中图分类号** TP391 **文献标识码** A

## Transport Sub-network Selection: Approaching with Bounded Degree Maximum Spanning Sub-graphs

FENG Wang-sen ZHANG Bei CHEN Ping CUI Jian

(Key Laboratory of Network and Software Security Assurance of Ministry of Education, Computing Center, Peking University, Beijing 100871, China)

**Abstract** The bounded degree maximum spanning sub-graph problem arising from wireless mesh networks was studied. Given a connected graph  $G=(V, E)$  and a positive integer  $d \geq 2$ , the problem aims to find a maximum spanning sub-graph  $H$  of  $G$  with the constraint: for each vertex  $v \in V$ , the degree of  $v$  in  $H$ ,  $d_H(v) \leq d$ . Here, a spanning sub-graph of  $G$  is a connected sub-graph in  $G$  which contains all the vertices of  $G$ . Polynomial time approximation algorithms were proposed for edge un-weighted case and edge weighted case respectively. When input graphs are edge un-weighted, a 2-approximation algorithm is designed. When input graphs are edge weighted, the designed algorithm always outputs a spanning sub-graph whose maximum degree is no more than  $d+1$  and weight is at least  $\frac{OPT(G)}{d+2}$ , where  $OPT(G)$  is the weight of optimal solutions. The bounded degree spanning sub-graph output by the algorithm can be used as a transport sub-network in wireless mesh networks.

**Keywords** Bounded degree maximum spanning sub-graph, Approximation algorithm, Wireless mesh networks, Transport sub-network selection

无线网状网路由器经常处于静止状态, 由稳定电源供电, 所以网络相对可靠。一些网状网路由器具有网关功能, 可以提供接入互联网的服务。在这种应用背景下, 无线网状网络起中继作用, 将终端用户的流量由无线接入点传递到有线网络(如互联网)。为了支持骨干网的流量, 无线网状网络需要很高的吞吐量。然而, 不同于传统的有线网络, 邻近的网状网路由器共享某个无线信道进行传输, 无线信道之间存在干扰, 影响整个网络的吞吐量。通常, 减少干扰的方法有设计有效的信道分配、链接调度、路由算法和选择合适的传输子网等<sup>[1-4]</sup>。这些方法都是基于一般的多跳多发送/接受装置无线网络。

本文考虑一种特殊的情形。给定一个无线网状网络和可使用的  $d$  个正交信道, 假定每个网状网路由器拥有  $d$  个发送/接受装置。在这种情形下, 可以选取原网络的一个连通、

可  $d$  边染色的子网来传输数据。因为在这样的子网中, 各个相邻的链接可以使用不同的信道, 从而最大限度地降低信道之间的干扰, 达到提升网络吞吐量的目的。

使用图  $G=(V, E)$  表示无线网状网的拓扑,  $V$  是网络中路由器的集合,  $E$  是网络中所有可以直接通信的路由器对的集合。根据维津定理,  $G$  的边数要么是  $\Delta(G)$ , 要么是  $\Delta(G)+1$ 。因此可以在  $G$  中寻找一个最大度数不超过  $d$  的连通子图, 则该子图必然是可以  $d+1$  边染色的。这样, 问题转化为给定网络的拓扑和可使用的信道数目  $d+1$ , 如何寻找最大度数不超过  $d$  的传输子网。

我们将问题建模为度数有界最大支撑子图问题。首先介绍支撑子图的概念。

支撑子图: 给定连通图  $G=(V, E)$  和  $G$  的子图  $H$ , 如果  $H$  是连通的而且包括  $G$  中所有顶点, 则称  $H$  为  $G$  的支撑子图。

到稿日期: 2009-04-09 返修日期: 2009-06-16 本文受国家重点基础研究发展计划 973(No. 2009CB320505)资助。

凤旺森(1980—), 男, 博士, 讲师, 研究方向为近似算法及其应用、网络安全、管理与测量, E-mail: fengws@pku.edu.cn; 张蓓(1963—), 女, 教授, 研究方向为网络安全、管理与测量; 陈萍(1971—), 女, 副教授, 研究方向为互联网跨域资源访问、网络管理; 崔健(1973—), 男, 副教授, 研究方向为网络安全与管理。

显然支撑树是支撑子图,但支撑子图未必是支撑树。下面给出目标计算问题的定义。

度数有界最大支撑子图问题:给定连通图  $G=(V,E)$  和正整数  $d \geq 2$ ,求  $G$  的一个支撑子图  $H$ ,满足对  $V$  中每个顶点  $v$ ,  $v$  在  $H$  中的度数  $d_H(v)$  不超过  $d$ ,并且包含的边数最多( $G$  为无权图时)或边的权重之和最大( $G$  为赋权图时)。

度数有界最大支撑子图对应的判定问题可以定义如下: Bounded-Degree-Spanning-Subgraph =  $\{(G,d,k) \mid G$  中存在度数不超过  $d$  且包含边数不低于  $k$  的支撑子图 $\}$ 。限制  $d=2, k=|V|-1$ ,哈密尔顿通路问题可以归约为该问题。另一方面,哈密尔顿通路问题是 NP 完全的,因此度数有界最大支撑子图问题是 NP 难的。

## 1 相关工作

在赋权图中寻找最小支撑树的问题存在多项式时间算法,著名的有 Prim 算法和 Kruskal 算法,这两个算法的时间复杂度都为  $O(|E| \log |V|)$ 。如果使用 Fibonacci 堆实现 Prim 算法,其复杂度可以变为  $O(|E| + |V| \log |V|)$ 。这意味着当原图  $G$  为稠密图,即  $G$  的边数  $|E|$  远远大于其顶点数  $|V|$  时,Prim 算法的时间复杂度降低了<sup>[5]</sup>。

但是在实际应用中,经常对选取支撑树的度数有限制,希望能够找到最大度数有界的最小支撑树。例如在网络问题中,图作为原网络的一个抽象,其顶点与边都是有实际意义的,顶点表示路由器,边表示链接。大量的网络应用都需要使用支撑树这一结构,例如路由、广播和组播等。为了保证在选取出的支撑树中,经过每个路由器的流量不至于过大,通常都对支撑树的度数有限制,使之不能超过某个上限。这类问题被称为度数有界最小支撑树问题,精确定义如下。

度数有界最小支撑树问题:给定赋权图  $G=(V,E,c)$ ,边集  $E$  上的一个权函数  $c: E \rightarrow \mathbb{R}^+$  和正整数  $k \geq 2$ ,要求在  $G$  中寻找一棵度数不超过  $k$  的最小支撑树。

显然这个问题是 NP 完全的,很难找到多项式时间算法。然而,如图的边染色问题一样,可以在多项式时间内找到一棵度数不超过  $k+1$  并且权重不大于度数不超过  $k$  的最小支撑树权重的支撑树。1991 年,美国麻省理工学院教授 Michel X. Goemans 提出下面的猜想。

猜想:在多项式时间内可以找到一棵度数不超过  $k+1$  的支撑树  $T$ ,  $T$  的权重不超过  $OPT(k)$ , 这里  $OPT(k)$  是度数不超过  $k$  的最小支撑树的权重。

2006 年, Michel X. Goemans 在 IEEE 计算机科学基础大会 (FOCS 2006) 上发表了一篇文章,证明了一个稍微弱一点的结论。他阐明了可以在多项式时间内找到一棵支撑树,其度数不超过  $k+2$ ,同时权重不超过  $OPT(k)$ <sup>[6]</sup>。紧接着在 2007 年,卡内基梅隆大学的 Mohit Singh 教授和香港中文大学的 Lap Chi Lau 教授协作证明了该猜想。这一结果发表在 2007 年计算理论大会 (STOC 2007) 上<sup>[7]</sup>。这些算法都是基于线性规划的。

## 2 基于度数有界支撑树的近似算法

本节设计度数有界最大支撑子图问题的近似算法。设计思想比较自然,首先构造一个度数有界的支撑树,然后在该支撑树的基础上添加边,使其向最大支撑子图逼近,同时保持度

数有界的限制。

寻找度数有界最小支撑树是已经被透彻地研究了的一个问题,目前已有基于线性规划的近似算法。将使用度数有界支撑树作为构建传输子网的基础,利用最大  $b$ -匹配增加子网中的链接数目,增强传输子网的吞吐量。最大  $b$ -匹配是最大匹配的一个自然扩展。给定图  $G=(V,E)$  和定义在顶点集  $V$  上的整值函数  $b(v): V \rightarrow \mathbb{Z}^+$ , 如果  $M_b \subseteq E$ , 并且满足对于  $V$  中任意一个顶点  $v$ ,  $v$  在由  $M_b$  导出的子图中的度数  $d(v) \leq b(v)$ , 则称  $M_b$  为  $G$  的  $b$ -匹配。最大  $b$ -匹配是包含边数最多的  $b$ -匹配。求最大  $b$ -匹配的问题可采用多项式时间算法,目前最快的算法是 Gabow<sup>[8]</sup> 于 1983 年提出的一个复杂度为  $O(|V||E| \log |V|)$  的算法。

下面将针对  $G$  的边是否带权,分别设计近似算法并分析算法输出解的性质。

### 2.1 无权图情形

在这种情形下,支撑树的“权重”即为树中边的数目,所以在算法的第一步只要求出一棵满足度数限制的支撑树即可。为了能够找到一棵度数不超过  $d$  的支撑树,需要假设输入图  $G$  中存在一棵最大度数小于  $d$  的支撑树,即  $d \geq 3$ 。

#### 算法 1 基于度数有界支撑树的算法

输入:连通图  $G=(V,E)$  和正整数  $d \geq 3$

输出:度数不超过  $d$  的一个支撑子图  $H_{ALG}$

- 1) 计算图  $G$  的一棵度数有界支撑树  $T$ , 满足  $\Delta(T) \leq d$ ;
- 2) 定义顶点集  $V$  上的函数  $f(v): V \rightarrow \mathbb{Z}$ , 对任意顶点  $v \in V$ ,  $f(v) = d - d_T(v)$ , 这里  $d_T(v)$  表示  $v$  在  $T$  中的度数;
- 3) 在剩余子图  $G' = G - T$  中, 计算最大  $f$ -匹配  $M_f$ , 满足  $d_{M_f}(v) \leq f(v)$ ;
- 4) 令  $H_{ALG} = T \cup M_f$ , 输出  $H_{ALG}$ 。

图 1 给出算法 1 运行的例子。输入实例是一个包含 10 个顶点、19 条边的连通图  $G$ , 度数限制  $d=3$ 。

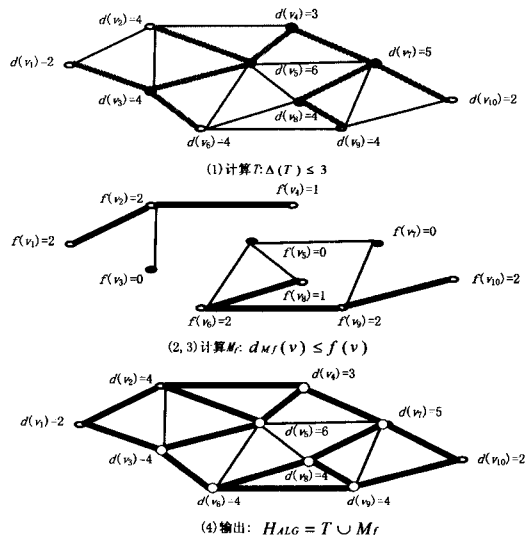


图 1 算法 1 运行的例子 ( $d=3$ )

下面讨论算法 1 的时间复杂度。第一步,利用文献[9]中的近似算法可以在  $O(|V||E| \log |V| \alpha(|V|))$  时间内构造出度数不超过  $d$  的支撑树。其中  $\alpha$  为反 Ackerman 函数,增长极为缓慢。第二步,时间复杂度为  $O(|V|)$ 。第三步,最大  $b$ -匹配可以在  $O(|V||E| \log |V|)$  内找到。第四步,时间复杂度为  $O(|V|)$ 。所以,算法的时间复杂度为  $O(|V||E| \log |V| \alpha(|V|))$ 。

))。下面讨论算法 1 的近似比。

**定理 1** 对任意连通图  $G$ , 算法 1 的近似比是 2。

证明: 假设子图  $H_{OPT}$  是最优解, 即  $H_{OPT}$  是  $G$  的一个度数不超过  $d$  的最大支撑子图;  $H_{ALG} = T \cup M_f$  是算法 1 输出的解。  $n$  为  $G$  中顶点个数。

根据算法 1 易知  $H_{ALG}$  是  $G$  中包含  $T$  而且满足度数  $d$  限制的最大子图(即包含的边数最多)。从而, 对于  $G$  的任意包含  $T$  而且满足度数  $d$  限制的子图  $H$ ,  $|E(H)| \leq |E(H_{ALG})|$ 。注意到可以通过将  $T$  中不在  $H_{OPT}$  内的边加入  $H_{OPT}$ , 同时删除  $H_{OPT}$  中的一些边, 使得度数  $d$  的限制仍然得到满足, 从而得到  $H$  的一个实例。

假设  $T$  中有  $x$  ( $1 \leq x \leq n-1$ ) 条边不在  $H_{OPT}$  中。当  $T$  中一条不在  $H_{OPT}$  中的边  $e$  被加入  $H_{OPT}$  中时, 有下列 3 种情况:

1)  $e$  的两个端点的度数都超过  $d$ , 即这两个端点原来在  $H_{OPT}$  中度数为  $d$ ,  $e$  加入后变为  $d+1$ 。这时可以针对这两个端点, 各删除一条在  $H_{OPT}$  中而不在  $T$  中的边, 使得仍然满足度数  $d$  的限制。

2)  $e$  的一个端点的度数超过  $d$ 。类似地可以针对度数超过限制的端点, 删除一条在  $H_{OPT}$  中而不在  $T$  中的边, 使得仍然满足度数  $d$  的限制。

3)  $e$  的两个端点的度数都不超过  $d$ , 无操作。

可见, 每加入一条边, 最多删除两条边, 即一次操作最多使原图减少一条边。所以

$$|E(H)| \geq |E(H_{OPT})| - x \geq |E(H_{OPT})| - n + 1$$

另一方面,  $|E(H_{ALG})| \geq |E(H)|$  成立, 从而  $|E(H_{ALG})| \geq |E(H_{OPT})| - n + 1$ , 即

$$|E(H_{OPT})| \leq |E(H_{ALG})| + n - 1$$

显然,  $|E(H_{ALG})| \geq |T| = n - 1$ 。所以, 算法 1 的近似比为

$$\frac{|E(H_{OPT})|}{|E(H_{ALG})|} \leq \frac{|E(H_{ALG})| + n - 1}{|E(H_{ALG})|} \leq 2$$

证毕。

## 2.2 赋权图情形

令赋权图  $G=(V, E, c)$  边集  $E$  上定义的权函数为  $c: E \rightarrow R^+$ 。用  $c(e)$  表示边  $e$  的权。假设  $H$  是  $G$  的一个子图, 则用  $c(H)$  表示  $H$  包含的边的权重之和, 称为  $H$  的权重, 即  $c(H) = \sum_{e \in H} c(e)$ 。

在这种情形下, 需要考虑构造一个寻找度数有界最大支撑树的算法。可以利用已经存在的寻找度数有界最小支撑树的算法来达到这一目的。给定赋权图  $G=(V, E, c)$ ,  $c: E \rightarrow R^+$  为  $G$  边集  $E$  上的权函数。令  $w$  为  $G$  中权重最大的边的权重, 即  $w = \max_{e \in E} c(e)$ 。保持  $G$  的顶点集和边集不变, 构造图  $G'=(V, E, c')$ , 令  $c': E \rightarrow R^+$ ,  $c'(e) = w + 1 - c(e)$ 。显然, 图  $G$  中的一棵度数有界最大支撑树就是  $G'$  中的一棵度数有界最小支撑树。

另一方面, 已知存在多项式时间算法可以找到一棵最大度数不超过  $k+1$ 、权重不超过  $OPT(k)$  的支撑树。其中  $OPT(k)$  是度数不超过  $k$  的最小支撑树的权重。所以在算法的第一步可以利用此算法, 有效地求出一棵最大度数不超过  $k+1$ 、权重不低于  $OPT'(k)$  的支撑树。这里,  $OPT'(k)$  是度数不超过  $k$  的最大支撑树的权重。

在输入图为无权图的情形下, 支撑树的权重即为其中的边数, 是恒定的; 而当输入图为赋权图时, 不同支撑树的权重就不同了。这里为了能够分析算法输出解的性质, 需要算法

第一步找到支撑树的权重满足一定要求, 所以只好寻找一棵度数不超过  $d+1$  的支撑树。基于上面的讨论, 对算法 1 略作修饰, 即得赋权图情形的算法 2。

**算法 2** 基于度数有界支撑树的算法

输入: 赋权连通图  $G=(V, E, c)$  和正整数  $d \geq 2$

输出: 度数不超过  $d+1$  的一个支撑子图  $H_{ALG}$

1) 计算图  $G$  的一棵支撑树  $T$ , 满足  $\Delta(T) \leq d+1$  和  $c(T) \geq c(T_d)$ ,  $T_d$  是  $G$  的一棵度数不超过  $d$  的最大权重支撑树;

2) 定义函数  $f(v): V \rightarrow Z$ , 对任意顶点  $v \in V$ ,  $f(v) = d+1 - d_T(v)$ ;

3) 在剩余子图  $G' = G - T$  中, 计算最大  $f$ -匹配  $M_f$  满足  $d_{M_f}(v) \leq f(v)$ ;

4) 令  $H_{ALG} = T \cup M_f$ , 输出  $H_{ALG}$ 。

下面分析算法 2 输出解的性质。

**定理 2** 对任意连通赋权图  $G$ , 算法 2 返回一棵  $G$  的度数不超过  $d+1$  的支撑子图  $H_{ALG}$ , 并且  $H_{ALG}$  的权重至少达到  $\frac{OPT(G)}{d+2}$ , 这里  $OPT(G)$  是最优解的权重。

证明: 假设子图  $H_{OPT}$  是最优解, 即  $H_{OPT}$  为  $G$  的一个度数不超过  $d$  的最大支撑子图;  $H_{ALG} = T \cup M_f$  是算法 2 输出的解。令  $T_{OPT}$  是  $H_{OPT}$  的一棵最大支撑树。显然  $T_{OPT}$  的最大度数不超过  $d$ , 所以  $c(T_{OPT}) \leq c(T_d) \leq c(T)$ 。

根据算法 2 易知,  $H_{ALG}$  是  $G$  中包含  $T$  而且满足度数  $d+1$  限制的最大子图, 即对于  $G$  中任意包含  $T$  而且满足度数  $d+1$  限制的子图  $H$ ,  $c(H) \leq c(H_{ALG})$ 。类似地, 可以通过将  $T$  中不在  $H_{OPT}$  内的边加入  $H_{OPT}$ , 同时删除  $H_{OPT}$  中的一些边, 使得度数  $d+1$  的限制仍然得到满足, 从而得到  $H$  的一个实例。

现在描述删边的方法。对每个  $V$  中顶点  $v$ , 为了满足  $d+1$  度数限制, 最多需要删除  $d_T(v) - 1$  条边。显然  $H_{OPT}$  中与  $v$  相关联但不在  $T$  中的边要么在  $T_{OPT}$  中, 要么在  $H_{OPT} - T_{OPT}$  中。

注意到如果边  $e$  属于  $H_{OPT} - T_{OPT}$ , 那么  $e$  的权重  $c(e)$  小于或等于  $v$  与其在  $T_{OPT}$  中父亲之间的边  $e_v$  的权重。因为  $T_{OPT}$  是  $H_{OPT}$  的一棵最大支撑树(如图 2 所示), 所以与  $v$  相关联, 在  $H_{OPT} - T_{OPT}$  中需要删除的边的权重之和小于或等于  $d \times c(e_v)$ 。考虑所有的顶点, 在  $H_{OPT} - T_{OPT}$  中需要删除的边的权重之和小于或等于  $d \times c(T_{OPT})$ 。

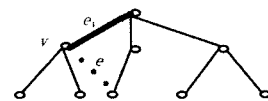


图 2  $c(e) \leq c(e_v)$

另一方面, 在  $T_{OPT}$  中需要删除的边的权重之和小于或等于  $c(T_{OPT})$ 。

从而,  $c(H_{OPT}) - (d+1) \times c(T_{OPT}) \leq c(H) \leq c(H_{ALG})$ , 即

$$c(H_{OPT}) \leq c(H_{ALG}) + (d+1) \times c(T_{OPT})$$

显然  $c(T_{OPT}) \leq c(T) \leq c(H_{ALG})$ , 因此

$$\begin{aligned} \frac{OPT(G)}{ALG(G)} &\leq \frac{c(H_{ALG}) + (d+1) \times c(T_{OPT})}{c(H_{ALG})} \\ &= 1 + \frac{(d+1) \times c(T_{OPT})}{c(H_{ALG})} \leq d+2 \end{aligned}$$

证毕。

**结束语** 在图中寻找满足某种性质的最大(小)子图是计算图论中常见的问题, 具有广阔的应用背景。例如最大匹配( $b$ -匹配)问题、度数有界最小支撑树问题等。本文讨论的度数有界最大支撑子图问题也是其中的一个, 可以应用于无线

网络中传输子网的选择。对于输入图为赋权图的情形,本文给出算法输出的支撑子图略微突破度数限制。如何设计总是可以输出满足度数限制的支撑子图的近似算法,是一个有趣的问题。

## 参 考 文 献

- [1] Kodialam M, Nandagopal T. Characterizing achievable rates in multi-hop wireless networks; the joint routing and scheduling problem[C]//MobiCom. 2003;42-54
- [2] Alicherry M, Bhatia R, Li L E. Joint channel assignment and routing for throughput optimization in multi-radio wireless mesh networks[C]//MobiCom. 2005;58-72
- [3] Wang Weizhao, Wang Yu, Li Xiang-yang, et al. Efficient interference-aware TDMA link scheduling for static wireless networks[C]//MobiCom. 2006;262-273
- [4] Gao Jie, Guibas L J, Hershberger J, et al. Geometric spanners for routing in mobile networks[J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2005, 23(1): 174-185
- [5] Cormen T, Leiserson C, Rivest R. Introduction to algorithms [M]. The MIT Press, 2002
- [6] Geomans M X. Minimum bounded degree spanning trees[C]//FOCS. 2006;273-282
- [7] Singh M, Lau L C. Approximating minimum bounded degree spanning trees to within one of optimal[C]//STOC. 2007;661-670
- [8] Gabow H N. An efficient reduction technique for degree-constrained subgraph and bidirected network flow problems[C]//STOC. 1983;448-456
- [9] Fürer M, Raghavachari B. Approximating the minimum degree spanning tree to within one from the optimal degree[C]//SO-DA. 1992;317-324
- (上接第 21 页)
- [5] 叶俊, 翟裕忠. 语义网数据分析之初探[J]. 东南大学学报: 自然科学版, 2008, 38 (Sup(1)): 301-307
- [6] D' Aquin M, Baldassarre C, Gridinoc L, et al. Characterizing Knowledge on the Semantic Web[C]//Workshop on Evaluation of Ontologies and Ontology-based Tools. 2007
- [7] Wang T D. Gauging ontologies and schemas by numbers[C]//4th Workshop on Evaluation of Ontologies for the Web. 2006
- [8] Wang T D, Parsia B, Hendler J. A survey of the web ontology landscape[C]//Proc. of the 5th International Semantic Web Conference (ISWC). LNCS 4273. 2006;682-694
- [9] Broder A, Kumar R, Maghoul F, et al. Graph structure in the web[J]. Computer Networks, 2000, 33(1-6): 309-320
- [10] Getoor L, Diehl C P. Link mining; a survey[J]. ACM SIGKDD Explorations Newsletter, 2005, 7(2): 3-12
- [11] Chakrabarti S. Mining the web; discovering knowledge from hypertext data[M]. Morgan Kaufmann, 2002
- [12] Stumme G, Hotho A, Berendt B. Semantic web mining: state of the art and future directions[J]. Web Semantics: Science, Services and Agents on the World Wide Web, 2006, 4(2): 124-143
- [13] Berrueta D, Phipps J. Best practice recipes for publishing RDF vocabularies[S]. W3C Working Draft. 2008
- [14] Bray T, Hollander D, Layman A, et al. Namespaces in XML 1.0 [S]. Second edition. W3C Recommendation. 2006
- [15] Gil R. Measuring the semantic web[J]. AIS SIGSEMIS Bulletin, 2004, 1(2): 69-72
- [16] Tempich C, Volz R. Towards a benchmark for semantic web reasoners-an analysis of the DAML ontology library[C]//Proc. of the 2th International Semantic Web Conference (ISWC). 2003
- [17] 李增扬, 李兵, 何克清, 等. 本体中的复杂网络特性研究[J]. 微电子学与计算机, 2006, 23(9): 23-25
- [18] Theoharis Y, Tzitzikas Y, Kotzinos D, et al. On graph features of semantic web schemas[J]. IEEE Transactions on Knowledge and Data Engineering, 2007, 20(5): 692-702
- [19] Huang N, Diao S. Structure - based ontology evaluation [C] // Proc. of IEEE International Conference on e-Business Engineering (ICEBE). 2006; 132-137
- [20] Cheng G, Qu Y. Term dependence on the semantic web [C] // Proc. of the 7th International Semantic Web Conference (ISWC). LNCS 5318. 2008;665-680
- [21] Hoser B, Hotho A, Jaschke R, et al. Semantic network analysis of ontologies [C] // Proc. of the 3rd European Semantic Web Conference (ESWC). LNCS 4011. 2006;514-529
- [22] Ding L, Finin T, Joshi A. Analyzing social networks on the semantic web[J]. IEEE Intelligent System, 2004
- [23] Finin T, Ding L, Zhou L. Social networking on the semantic web [J]. The Learning Organization, 2005, 12(5): 418-435
- [24] Ding L, Zhou L, Finin T, et al. How the semantic web is being used; an analysis of FOAF documents[C]//Proc. of the 38th Hawaii International Conference on System Sciences. 2005
- [25] Paolillo J C, Mercure S, Wright E. The social semantic of live-journal FOAF; structure and change from 2004 to 2005[C]//Proc. of the 1st Workshop on Semantic Network Analysis at the ISWC 2005 Conference. 2005;69-80
- [26] Mika P. Flink; Semantic web technology for the extraction and analysis of social networks[J]. Web Semantics: Science, Services and Agents on the World Wide Web, 2005, 3(2/3): 211-223
- [27] Mika P. Social networks and the semantic web[C]//Proc. of International Conference on Web Intelligence. 2004;285-291
- [28] Aleman-Meza B, Nagarajan M, Ramakrishnan C, et al. Semantic analytics on social networks; experiences in addressing the problem of conflict of interest detection[C]//Proc. of the 15th International Conference on World Wide Web (WWW). 2006; 407-416
- [29] Zhang D, Gao L, Zhang H, et al. Centrality research on the traditional Chinese medicine network [C] // 2008 Workshop on Knowledge Discovery and Data Mining. 2008;59-62
- [30] Tari L, Baral C, Dasgupta P. Understanding the global properties of functionally-related gene networks using the gene ontology[C]//Pacific Symposium on Biocomputing. 2005;209-220
- [31] Bizer C, Heath T, Ayers D, et al. Interlinking open data on the web[C]//Proc. of 4th European Semantic Web Conference (ESWC). 2007;802-815 (poster)
- [32] Hausenblas M, Halb W, Raimond Y, et al. What is the size of the semantic web[C]//Proc. of the International Conference on Semantic Systems (I-Semantics2008). 2008
- [33] Ma J, Chen H. Complex network analysis on TCMLS sub-ontologies[C]//Proc. of the 3rd International Conference on Semantics, Knowledge and Grid. 2007;551-553
- [34] Zhang H. The scale-free nature of semantic web ontology[C]//Proc. of the 17th International Conference on World Wide Web (WWW). 2008;1047-1048 (poster)
- [35] Qu Y, Ge W, Gheng G, et al. Class association structure derived from linked objects[C]//Proceedings of the WebSci'09; Society On-Line. 2009
- [36] Ding L, Pan R, Finin T, et al. Finding and ranking knowledge on the semantic web[C]//Proc. of the 4th International Semantic Web Conference (ISWC). LNCS 3729. 2005;156-170
- [37] Patel C, Supekar K, Lee Y, et al. OntoKhoj; a semantic web portal for ontology searching, ranking and classification[C]//Proc. of the 5th ACM International Workshop on Web Information and Data Management. 2003;58-61
- [38] Jung J J, Euzenat J. Towards Semantic Social Networks[C]//Proc. of 4th European Semantic Web Conference (ESWC). LNCS 4519. 2007;267-280