

支持多速率多播的 Ad hoc 网络资源分配算法

韩冰青^{1,2} 陈 伟¹ 张 宏²

(南京审计学院信息科学学院 南京 210029)¹ (南京理工大学计算机学院 南京 210094)²

摘 要 多播流是无线 Ad hoc 网络中的一种常见和有效的通信形式,尤其是对多媒体业务而言。提出了一种支持多速率多播传输的 Ad hoc 网络资源分配算法,它通过引入基于价格的流量分配方案来解决多速率多播传输问题,从而能够自适应地分配网络流量,并且最大化网络流的总效用。仿真结果表明,该算法不仅具有良好的收敛性,而且它的多速率多播传输特性使得不同信道条件的用户能获得最佳的网络性能,从而提高了网络吞吐量。

关键词 Ad hoc 网络,资源分配,多速率,多播

中图法分类号 TP393 **文献标识码** A

Multi-rate Multi-cast Resource Allocation Algorithm for Ad hoc Networks

HAN Bing-qing^{1,2} CHEN Wei¹ ZHANG Hong²

(School of Information and Science, Nanjing Audit University, Nanjing 210029, China)¹

(School of Computer Science, Nanjing University of Science and Technology, Nanjing 210094, China)²

Abstract Multicast sessions are expected to be an efficient communication scheme especially for multimedia applications in mobile Ad hoc networks. A new resource allocation algorithm was proposed for wireless Ad hoc networks with multi-rate multi-cast capability. It uses a price-based approach to solve the multi-rate multi-cast problem. And it can adaptively allocate network traffic such that the aggregate utility for all sessions is maximized. Simulation results show that the proposed algorithm not only has good convergence, but also its multi-rate multi-cast capability allows users with different channel to achieve maximum performance, thereby increasing the network throughput.

Keywords Ad hoc networks, Resource allocation, Multi-rate, Multi-cast

1 引言

多播流是移动自组网(MANET, Mobile Ad hoc Network)中的一种常见通信形式。然而,近期对无线 Ad hoc 网络资源分配的研究工作往往仅限于单播流,对多播流资源分配的研究较少或者不够深入。实际上,多播会话占据了整个网络会话中的一个重要组成部分,例如:在军事应用中约占 80%,在视频点播、会议等多媒体应用领域约占 90% 以上。因此,对于多播流资源分配的研究就显得尤其迫切。

最近,单速率多播传输得到了学者们的广泛关注^[1-3],它是现有的单播理论在多播传输上的一种扩展。如果在一个多播组中,假设数据能以相同的速率传输给所有接收者,这种形式的多播称为“单速率多播”。然而,当某些接收节点成为网络多播组的瓶颈时,采用单速率多播策略有可能导致整个网络利用率偏低,而“多速率多播”则可以有效地解决这个问题。在多速率多播策略中,源节点根据目的节点自身的网络条件选择一个最佳的发送速率,将数据以不同的速率传输给不同的接收者。多速率多播策略允许网络条件(如信道、带宽等)好的用户能获得最大的网络性能^[4]。此外,许多视频应用程

序允许分层传输,使得不同的用户能够订阅不同数量及不同品质的视频服务,这取决于该用户所在网络的拥塞程度。在无线 Ad hoc 网络的多媒体业务中,多速率传输和带宽分配对保证用户的服务质量起着关键作用,因此需要采用“多速率多播”传输方案来获得更好的网络性能。所以,将单速率多播理论进行扩展来处理多速率多播问题就显得非常重要。

文献[5,6]对有线网络的多速率多播问题进行了研究,这些方案大多采用了基于“价格”的策略,然而,无线 Ad hoc 网络与有线网络之间存在较大的差异,现有的价格理论不能直接应用于无线 Ad hoc 网络中。文献[7]研究了有线网络单播流的资源分配问题,文献[8]研究了有线网络的多速率多播问题。在无线网络中,很多研究工作^[9-11]通过引入价格机制来提高无线网络资源利用率。文献[9]通过引入集群概念,提出一种新的价格理论来分配 Ad hoc 网络中端到端的单播流,基于这种新模型,可以根据无线信道所提供的容量计算出每个竞争集群的负载。文献[10]将跨层技术应用于无线 Ad hoc 网络的资源分配中,提出一种 QoS 感知的跨层资源分配算法,它将网络层的路由信息与媒体访问控制层的退避算法相结合,从而提高网络吞吐量。文献[11]提出一种适用于无线

到稿日期:2012-02-09 返修日期:2012-05-30 本文受国家自然科学基金项目(70971068,60903027),江苏省自然科学基金项目(BK2011692),江苏省高校自然科学基金项目(10KJB520008)资助。

韩冰青(1979—),男,博士,副教授,CCF 会员,主要研究方向为 Ad hoc 网络、网络抗毁,E-mail:hbqsky@163.com;陈 伟(1976—),男,博士,副教授,主要研究方向为审计信息化;张 宏(1956—),男,教授,博士生导师,主要研究方向为网络安全等。

自组网的多播树覆盖策略,该方案首先将每个无线链路看作一个点对点的单播会话,接着对每个单播流进行速率分配,使所有单播流的总效用最大化。然而,上述方案没有同时考虑到无线网络的多速率及多播问题,不能充分利用多速率和多播传输的优势。

本文通过引入价格策略,提出一种新的支持多速率多播传输的 Ad hoc 网络资源分配算法,以提供高效、可靠的无线网络运营方案。本文的贡献主要有两个方面:首先,本文的模型是现实的,因为本文方案综合考虑了多速率及多播因素,它们反映了无线 Ad hoc 网络中多媒体应用程序数据传输的实际需求;其次,本文的方案是可行的,它通过“价格”来控制不同用户的形为,根据用户不同的网络条件来自适应地分配网络流量,从而获得较高的网络吞吐量和最大的系统利用率。

2 数学模型

2.1 网络模型

通常,无线自组网可视为一个无向图 $G=(V,L)$ 。其中, V 表示网络中节点的集合, L 为无线链路集合。每个节点 $v \in V$ 具有传输距离 d_{tx} 和干扰距离 d_{int} , 对于任意 2 个节点 $v_i, v_j \in V$, 若它们的距离小于传输距离即 $d(v_i, v_j) \leq d_{tx}$, 则节点 v_i, v_j 被连接, 链路 (v_i, v_j) 就包含到集合 L 中。定义 F 为端到端网络流的集合, 其中每个流 $f \in F$ 可以跨越多跳, 并记包含流 f 的链路集合为 $L(f)$ 。如果一个网络流的源节点或目的节点在另一个流的干扰距离 d_{int} 之内, 则这两个网络流相互竞争。接着, 定义 $L \times F$ 矩阵为“链路-流关联矩阵” $R = \{R_{lf}\}$:

$$R_{lf} = \begin{cases} 1, & \text{若 } l \in L_f \\ 0, & \text{否则} \end{cases} \quad (1)$$

令 $I(v)$ 和 $O(v)$ 分别为节点 v 的传入链路集合和传出链路集合, “链路-节点关联矩阵” $T = \{T_{vl}\}$ 定义如下:

$$T_{vl} = \begin{cases} -1, & l \in I(v) \\ 1, & l \in O(v) \\ 0, & \text{否则} \end{cases} \quad (2)$$

2.2 干扰模型

下面给出节点干扰模型。由于无向图 G 中的网络流在数据传输时彼此竞争, 首先将图 G 转换为“链路竞争图” $G_c = (V_c, L_c)$ 。竞争图 G_c 也是一个无向图, 它的顶点集对应着原图 G 中的边集。当图 G 中的链路 (a, b) 和 (c, d) 不能同时传输时, 可以将竞争图 G_c 中的两个顶点 (a, b) 和 (c, d) 相连, 构成 G_c 中的一条边。这样, $L(G)$ 中具有竞争关系的每对链路 l_1 和 l_2 都被转换为 L_c 中的边 (l_1, l_2) , 这表明: 如果 l_1 和 l_2 中任意两个端点的距离 $d(l_1, l_2) \leq d_{int}$, 则这两个链路形成竞争关系。

有了竞争图 G_c , 接着定义基于团的资源分配问题。在图中, 一个完全子图被称为“团”, 其顶点彼此相邻。“最大团”是指其中包含顶点最多的团, 即没有其它任何一个团是它的超集。在无线网络竞争图 G_c 中, 一个最大团的顶点集表明: 在任意时刻只有一条链路可以发送数据。最大团集被广泛应用于各种网络流量调度中。记竞争图 G_c 的最大团集为 Q , 它将是资源分配问题中的一个基本单元。

假设竞争图 G_c 包含 m 个最大团, 竞争图中的每个最大团 $Q_q (q=1, 2, \dots, m)$ 又包含连通图 G 中的若干链路, 并且连

通图中的链路有可能属于多个最大团。根据链路与最大团之间的关系, 可以定义“团-链路关联矩阵” $H = \{H_{q,l}\}$:

$$H_{q,l} = \begin{cases} 1, & \text{若团 } q \text{ 包含链路 } l \\ 0, & \text{否则} \end{cases} \quad (3)$$

3 支持多速率的资源分配算法

在多速率 Ad hoc 网络中, 节点通过调节无线电波的发射功率可支持多速率传输。例如, IEEE 802.11b 协议支持 4 种传输速率 (1, 2, 5.5 和 11Mbps), 网络节点可根据节点间距离及信道质量选择合适的传输速率, 当节点之间距离较近时, 可以用 5.5Mbps 或 11Mbps 传输数据, 当距离比较远时, 则可以用 1Mbps 或 2Mbps 来传输数据。为了体现链路自适应的优势, 假定 MAC 层可以根据信号强度将邻居节点的数据传输率记录到一张表中, 这张表会随着时间的推移而改变, 之后, 就可以直接根据这张表对某个邻居节点选择一个特定的数据发送率。

下面给出基于价格的多速率资源分配算法, 通过效用最大化框架^[12]来计算速率分配向量, 这样既能保证数据流的公平性, 又能使网络效用最大化。

首先, 对于每个端到端的数据流 $f \in F$, 将一个效用函数 $U_f(x_f)$ 与之相关联, 该函数体现了终端用户的满意度。进一步, 假设该函数单调增, 严格凹并且 2 阶连续可微。通过为数据流选择不同的效用函数 U_f , 可以在网络流间达到不同的公平性目标, 常见的有最大-最小公平性、比例公平性、加权公平性等。例如, 如果为数据流设定一个效用函数 $U_f(x_f) = \ln(x_f)$, 则可以达到比例公平性的目标。

接着, 定义“团-流关联矩阵” $P = HR = \{P_{qf}\}$, 其中 $P_{qf} = H_{q,l} R_{lf}$ 。事实上, P_{qf} 表示网络流 f 在最大团 q 中的子流数。再定义“有效团带宽” C_q , 它表示每个最大团 q 可实际获得的信道带宽, 可被看作一个独立的资源分配单位。因此, 一个带宽分配被认为是可行的, 当且仅当满足如下的约束条件:

$$P_{qf} x_f \leq C_q, \forall q \in Q \quad (4)$$

于是, Ad hoc 网络的资源分配问题就可以描述为如下的非线性优化问题(主问题):

$$\begin{aligned} P: & \text{maximize } \sum_{f \in F} U_f(x_f) \\ & \text{subject to } P_{qf} x_f \leq C_q, \forall q \in Q \\ & 0 \leq x_f \leq M_f, \forall f \in F \end{aligned} \quad (5)$$

式中, M_f 表示流 f 所需要获得的最大带宽。

由此可见, 其目标是在路由矩阵及 MAC 层的约束条件下最大化网络流的总效用。这是一个典型的凸优化问题^[13], 可以通过拉格朗日对偶来求解。

为了求解主问题 P, 我们转而求解 P 的对偶问题 D。对于每个 $q \in Q$, 令 μ_q 表示最大团 q 对单位流量所收取的费用, 于是问题 P 的拉格朗日形式可描述如下:

$$\begin{aligned} L(x, \mu) &= \sum_{f \in F} U_f(x_f) - \sum_{q \in Q} \mu_q \left(\sum_{f \in F} P_{qf} x_f - C_q \right) \\ &= \sum_{f \in F} (U_f(x_f) - x_f \sum_{q \in Q} \mu_q P_{qf}) + \sum_{q \in Q} \mu_q C_q \end{aligned} \quad (6)$$

其中, $\mu = (\mu_q, q \in Q)$ 是拉格朗日乘子向量。

主问题 P 的对偶问题定义如下:

$$D: \min_{\mu \geq 0} D(\mu) \quad (7)$$

$$\begin{aligned} D(\mu) &= \max_{x \in X} L(x, \mu) \\ &= \sum_{f \in F} \max_{x \in X} (U_f(x_f) - x_f \sum_{q \in Q} \mu_q P_{qf}) + \sum_{q \in Q} \mu_q C_q \end{aligned} \quad (8)$$

再定义 $\lambda_f = \sum_{q: f \cap q \neq \emptyset} \mu_q P_{qf}$, 事实上, 拉格朗日乘子 μ_q 可解释为团 q 的影子价格, 即网络流通过团 q 的价格。同样, λ_f 可解释为流 f 的影子价格。

令 w_f 为网络流 f 单位时间内所支付的费用, 则流 f 得到一个分配速率 $x_f = w_f / \lambda_f$ 。

为了求解上述对偶问题, 我们采用梯度投影法^[9]。由于目标函数对变量 x 而言是严格凹的, 因此对偶函数 $D(\mu)$ 是连续可微的。 $D(\mu)$ 的第一部分是个最大化算子:

$$x_f(\lambda_f) = \operatorname{argmax}_{x_f \in X_f} (U_f(x_f) - \lambda_f x_f) \quad (9)$$

显然, $x_f(\lambda_f) = U_f^{-1}(\lambda_f)$, 其中 $U_f^{-1}(\lambda_f)$ 是 $U_f'(\lambda_f)$ 的反函数。 $x_f(\lambda_f)$ 可看作需求函数, 反映了数据流 f 的最佳速率。

拉格朗日乘子按照 $\nabla D(\mu)$ 相反的方向调整:

$$\mu_q(t+1) = [\mu_q(t) - \gamma \frac{\partial D(\mu(t))}{\partial \mu_q}]^+ \quad (10)$$

其中, $\gamma > 0$ 为步长, $[z]^+ = \max\{z, 0\}$, 基于式(8), $D(\mu)$ 的梯度为:

$$\frac{\partial D(\mu)}{\partial \mu_q} = C_q - \sum_{f: f \cap q \neq \emptyset} x_f(\lambda_f) P_{qf} \quad (11)$$

于是, 式(10)为:

$$\mu_q(t+1) = [\mu_q(t) - \gamma (C_q - \sum_{f: f \cap q \neq \emptyset} x_f(\lambda_f) P_{qf})]^+ \quad (12)$$

上述公式反映了供需规律: 当预期速率大于最大团 q 所能提供的有效带宽时(即需求大于供给时), 数据流通过该团的价格将会增加。反之, 如果供给大于需求时, 团 q 的价格将会降低。

对于每一个网络流 f 而言, 流 f 的源节点从所有最大团 q 中获得影子价格信息, 并根据式(9)来更新源节点的速率。接着, 流 f 将新的传输速率通知到所有的最大团 q 中, 其中 $P_{qf} \neq 0$ 。同时, 链路根据式(12)更新最大团的价格。这是一个迭代的过程。可以证明, 该算法能够收敛到原问题 P 的最优解, 并且网络总效用能以分布式的方式最大化。

在多速率 Ad hoc 网络环境中, 引入一个中间变量 f_l^i 来表示流 n 在链路 l 上的流速, 并线性分离了连续变量 x 和矩阵 R 。于是, 网络流 f 的流速等于所有从源节点 s_n 流出的链路速率 f_l^i 之和, 即:

$$x_n = \sum_{l \in O(s_n)} f_l^i, n=1, 2, \dots, N \quad (13)$$

4 支持多速率多播的资源分配算法

本节着重分析 Ad hoc 网络中的多速率多播资源分配问题, 特别是, 允许一个多播组的接收者能够有不同的传输速率, 这样可以充分体现多速率和多播传输的优势。

4.1 模型和符号

Ad hoc 网络一般具有两种流量形式: 单播和多播。单播流量由一组单播会话构成, 每一个单播会话都有 1 个源节点和 1 个目的节点, 而多播流量则由一组多播会话构成, 每一个多播会话具有 1 个源节点和多个目的节点。

令 F 为网络中单播流的集合, M 为多播流的集合。在单播场景中, 每个流 f 有一个源节点 s_f 和一个目的节点 e_f , 以及传输速率 x_f , 并定义 D 为单播流的目的节点集合。在多播场景中, 无线网络由 M 个端到端的多播会话所共享。对于每一个多播会话 $m \in M$, 令 $T(m)$ 为相应的多播树, $r(m)$ 为 $T(m)$ 的根节点, $\tilde{T}(m)$ 为 $T(m)$ 去除所有叶子节点后的子树。此外, 定义 $p_m(n)$ 为节点 n 的父节点, $C_m(n)$ 为节点 n 在多播会话 m 中的后继节点集。

4.2 多播资源分配

首先, 定义“团-组矩阵” $\Phi = \{\Phi_{qm}\}$, 其中, 每个元素 $\Phi_{qm} = H_q R_{bm}$ 表示多播组 m 在团 q 内的子流数。对于多播会话 m 而言, 令 $D(m)$ 为多播组 m 的目的节点集合。对于每一个目的节点 $d \in D(m)$, 令 $\tilde{x}_m^d$ 表示多播流 m 的到达目的节点 d 的平均速率, 并选择效用函数 $U_{d,m}(\tilde{x}_m^d)$ 与之相关联。同样地, 假设该效用函数是非负的、递增的、凹函数。

于是, Ad hoc 网络中的多播资源分配问题(MP)可描述为如下的优化问题:

$$\begin{aligned} \text{MP: } \max & \sum_{f \in F} U_f(x_f) + \sum_{m \in M} \sum_{d \in D(m)} \tilde{U}_m(\tilde{x}_m^d) \\ \text{s. t. } & \Phi_{qm} x_m \leq C_q^m, \forall q \in Q \\ & P_{qf} x_f \leq C_q^f, \forall q \in Q \\ & 0 \leq x_m \leq I_m, \forall m \in M \\ & 0 \leq x_f \leq I_f, \forall f \in F \end{aligned} \quad (14)$$

式中, x_f 为数据流 f 的到达速率, $U_f(x_f)$ 和 $U_m(\tilde{x}_m^d)$ 分别为流 f 及多播组 m 的效用函数, I_m 和 I_f 分别为流 f 和多播组 m 所需要的最大带宽。

4.3 多速率多播资源分配算法

本节提出一个分步式算法以求解多速率多播资源分配问题, 其关键在于使用价格和对偶理论。

首先, 对于资源分配问题 MP 定义拉格朗日函数如下:

$$\begin{aligned} L(x, \mu^f, \mu^m) = & \sum_{f \in F} (U_f(x_f) - x_f \sum_{q \in Q} \mu_q^f P_{qf}) + \sum_{q \in Q} \mu_q^f C_q^f + \\ & \sum_{m \in M} \sum_{d \in D(m)} (U_m(\tilde{x}_m^d) - \tilde{x}_m^d \sum_{q \in Q} \mu_q^m \Phi_{qm}) + \sum_{q \in Q} \mu_q^m C_q^m \end{aligned} \quad (15)$$

式中, $\mu^f = (\mu_q^f, f \in F)$ 及 $\mu^m = (\mu_q^m, m \in M)$ 分别对应于式(14)的两个拉格朗日乘子向量。

实际上, μ_q^f 可看作数据流 f 在最大团 q 中的数据传输价格。同样地, μ_q^m 表示多播组 m 需支持向其父流 f^p 转发数据的“中继价格”。

为了实现分布式的解决方案, 接着定义两个新的向量如下:

$$\lambda_q^f = \sum_{q: f \cap q \neq \emptyset} \mu_q^f P_{qf} \quad (16)$$

$$\lambda_q^m = \sum_{q: m \cap q \neq \emptyset} \mu_q^m \Phi_{qm} \quad (17)$$

λ_q^f 和 λ_q^m 分别表示数据流 f 及多播组 m 在团 q 中的影子价格。于是, 主问题 MP 的对偶问题 MD 可描述如下:

$$\text{MD: } \min_{\mu^f, \mu^m \geq 0} D(\mu^f, \mu^m) \quad (18)$$

$$\begin{aligned} D(\mu^f, \mu^m) = & \max_x L(x, \mu^f, \mu^m) \\ = & \max_x \sum_{f \in F} (U_f(x_f) - \lambda_q^f x_f) + \sum_{f \in F} \mu_q^f C_q^f + \\ & \max_x \sum_{m \in M} (U_m(\tilde{x}_m) - \lambda_q^m \tilde{x}_m) + \sum_{m \in M} \mu_q^m C_q^m \end{aligned} \quad (19)$$

接下来, 采用梯度投影法^[9]来求解对偶问题 MD, 拉格朗日乘子向量 μ^f 及 μ^m 按照 $\nabla D(\mu^f, \mu^m)$ 的反方向调整:

$$\mu_q^f(t+1) = [\mu_q^f(t) - \gamma \frac{\partial D(\mu^f(t), \mu^m(t))}{\partial \mu_q^f}]^+ \quad (20)$$

$$\mu_q^m(t+1) = [\mu_q^m(t) - \gamma \frac{\partial D(\mu^f(t), \mu^m(t))}{\partial \mu_q^m}]^+ \quad (21)$$

因为效用函数 U_f 及 U_m 是严格凹的, 所以 $D(\mu^f, \mu^m)$ 是连续可微的, 于是可得:

$$\frac{\partial D(\mu^f, \mu^m)}{\partial \mu_q^f} = C_q^f - \sum_{m \in M} x_m(\mu^f, \mu^m) \quad (22)$$

$$\begin{aligned} \frac{\partial D(\mu^f, \mu^m)}{\partial \mu_q^m} = & C_q^m - \sum_{f \in F} x_f(\mu^f, \mu^m) \\ = & C_q^m + x_{f^p}(\mu^f, \mu^m) - x_f(\mu^f, \mu^m) \end{aligned} \quad (23)$$

式中, f^p 为数据流 f 的父流。

将式(22)代入式(21),式(23)代入式(20),可得:

$$\mu_q^f(t+1)=[\mu_q^f(t)-\gamma(C_q^f-\sum_{f \in F} x_f(\mu^f(t), \mu^m(t)))]^+ \quad (24)$$

$$\mu_q^m(t+1)=[\mu_q^m(t)-\gamma(C_q^m-\sum_{m \in M} \tilde{x}_m(\mu^f(t), \mu^m(t)))]^+ \quad (25)$$

在式(24)和式(25)中, x_f 表示数据流 f 到达目的节点的“到达速率”, $\tilde{x}_m$ 为多播流 m 转发数据到目的节点集的“平均中继速率”。同样,式(24)和式(25)也反映了“供需规律”。对于单播流 f 而言,如果数据流 f 的带宽需求超出了供给 C_q^f ,就违反了网络约束条件,数据流价格 μ_q^f 将会增加,反之,当供过于求时,数据流价格 μ_q^f 就会减少。同样,对于多播流 m 而言,若子流 f 所需要的数据速率超过了它的父流 f^p ,则其中继价格 μ_q^m 会提高,反之会降低。

下面给出我们的多速率多播资源分配算法(MMRA: Multi-rate Multi-cast Resource Allocation),如图1所示。

多速率多播资源分配算法 MMRA

1. 链路价格更新

(1) 从所有数据流 $f \in F$ 中获得速率 $x_f(t)$

(2) 根据式(24)更新流价格

(3) 将新的价格 $\mu_q^f(t+1)$ 通知到所有流 f

2. 子流价格更新

(1) 从所有父流 f^p 中获得平均到达速率 $\tilde{x}_m(t)$

(2) 根据式(25)更新中继价格

(3) 将新的价格 $\mu_q^m(t+1)$ 通知到父流 f^p

3. 单播流速率分配

$$x_f(\lambda_q^f) = \arg \max_{f \in F} (U_f(x_f) - \lambda_q^f x_f)$$

4. 多播流速率分配

$$\tilde{x}_m(\lambda_q^m) = \arg \max_{m \in M} (U_m(\tilde{x}_m) - \lambda_q^m \tilde{x}_m)$$

图1 多速率多播资源分配算法

5 仿真实验

为了评估本文所提出的多速率多播资源分配算法 MMRA 的性能,我们使用 NS-2.32 仿真平台实现了该算法并进行网络实验。网络场景为 $1500\text{m} \times 1200\text{m}$ 的矩形区域,其中随机生成 70 个网络节点,各个节点采用 IEEE 802.11b 无线接口卡,支持 4 种数据传输率: $r_1 = 11\text{Mbps}$, $r_2 = 5.5\text{Mbps}$, $r_3 = 2\text{Mbps}$, $r_4 = 1\text{Mbps}$,其传输距离分别为 $d_1 = 30\text{m}$, $d_2 = 50\text{m}$, $d_3 = 80\text{m}$, $d_4 = 145\text{m}$ 。因此,最大传输距离 $d_{tx} = 145\text{m}$,如果不作另行说明,令 $d_{out} = 2 \times d_{tx}$,每一个最大团的初始价格 $\mu_q(0) = 0.01$,步长 γ 设为 0.05。在所有实验中,网络流 f 采用效用函数 $U_f(x_f) = \ln(x_f)$,多播组 m 采用效用函数 $U_m(x_m) = k_m \ln(x_m)$,从而体现多播组中数据流的比例公平性,其中 k_m 为不同的权重因子,并且 $x_m(t) = k_m / \lambda_m(t)$ 。

首先,研究 MMRA 算法的收敛性能。在无线场景中,有 3 个网络流,对于每一个网络流和每一个多播组,将步长 γ 设为 0.05。从图 2 可以看到,3 个网络流都能够在很短的时间内收敛并趋于稳定,这表明 MMRA 算法具有良好的收敛性。

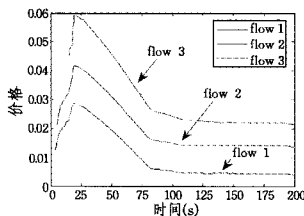


图2 网络流的收敛性

接着,为了研究多速率多播对算法性能的影响,将 MMRA 算法与另外 2 个基于单播的资源分配算法进行了比较,如图 3 所示。第一种算法为最短路径优先资源分配算法 SPF(Shortest Path First)^[10],其主要思想为:路由时基于跳数选择最短路径,根据网络中团的资源情况分配给数据流 f 所需要的最小带宽,如果没有足够的带宽来满足数据流 f 的最小需求,则拒绝该数据流。如果发生路由中断,则重新进行路由选择并分配新的带宽。由于节点的移动性,若网络中最大团的资源过载,则按照“后进先出”的原则中断数据流的传输。第二种算法是基于竞拍的资源分配算法 AltBid(详见文献[14]),AltBid 是一种单播形式的资源分配算法。

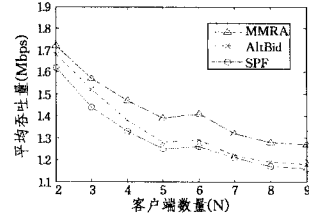


图3 算法的平均吞吐量比较

由于网络吞吐量是一个主要的性能指标,我们对 3 种算法在不同数量客户端的网络场景中的平均吞吐量进行了仿真实验。对于一个具有 N 个客户端的多播会话场景,重复实验 100 次取其平均值作为平均吞吐量数据。每次实验,服务器和客户端的链路容量均匀分布在 $1 \sim 5\text{Mbps}$ 之间。

从图 3 可以看到,随着网络客户端数量从 2 增加到 9,3 种算法的平均吞吐量都有了不同程度的下降。其中,MMRA 算法在 3 种算法中平均吞吐量最高,下降得较慢;SPF 算法吞吐量最低,下降较快。AltBid 算法与 SPF 算法则比较接近,当客户端数小于 4 时,AltBid 算法吞吐量略高于 SPF 算法,但是当客户端数超过 5 时,AltBid 算法与 SPF 算法的吞吐量接近相同。

链路利用率也是评估算法性能的一个重要指标,较高的链路利用率则意味着较高的整体吞吐量。从图 4 可以看到,MMRA 的链路利用率最高,当客户端数量大于 5 时,始终稳定在 90% 以上,而 SPF 算法从来没有超过 85%,AltBid 算法则介于两者之间。

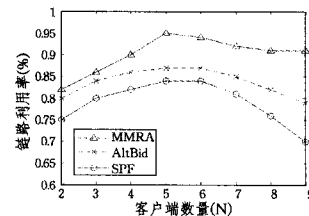


图4 不同算法的性能比较

对上述实验结果的解释如下:MMRA 算法是支持多速率与多播传输的资源分配算法,能够充分利用多速率与多播的优势自适应地分配网络带宽。随着客户端 N 的数量从 2 增加到 9,多播树呈现了爆炸式的增长,AltBid 算法和 SPF 算法由于不支持多速率和多播传输,并且没有考虑网络效用,因此其吞吐量迅速下降。在所有的实验中,MMRA 算法表现出了最好的性能,其平均吞吐量和链路利用率最高,尤其是在重网络负载条件下,MMRA 展现出了更好的性能,这与它的多速率和多播传输能力是密切相关的。

结束语 本文首先分析了 Ad hoc 网络中单速率多播存

在的问题,然后着重分析了多速率多播的特点及优势。在此基础上,将资源分配算法与多速率及多播传输结合起来,提出一种新的具有多速率及多播传输能力的 Ad hoc 网络资源分配算法 MMRA。首先,给出了基于价格的多速率资源分配算法,它通过效用最大化框架来计算速率分配向量。接着,在资源分配算法上进一步扩展了多速率和多播传输能力。仿真结果表明:MMRA 算法具有良好的收敛性能,能够提高多播组的平均吞吐量和链路利用率,其性能优于另外两个算法 Alt-Bid 和 SPF,当网络负载增加时,MMRA 的优势更加明显,表现出了较好的稳定性和网络性能。

参考文献

- [1] Kuo W-H, Liu T, Liao W. Adaptive Resource Allocation for Layer-Encoded IPTV Multicasting in IEEE 802. 16 Wireless Networks [J]. IEEE Trans. on Multimedia, 2011, 13(1): 116-124
- [2] Hua S, Guo Y, Liu Y, et al. Scalable Video Multicast in Hybrid 3G/Ad-Hoc Networks[J]. IEEE Trans. on Multimedia, 2011, 13(2): 402-413
- [3] Shakkottai S, Liu X, Srikant R. The Multicast Capacity of Large Multihop Wireless Networks[J]. IEEE Trans. on Networking, 2010, 18(6): 1691-1700
- [4] Alay O, Korakis T, et al. Dynamic Rate and FEC Adaptation for Video Multicast in Multi-rate Wireless Networks [J]. Mobile Networks & Applications, 2010, 15(3): 425-434
- [5] Deb S, Srikant R. Congestion control for fair resource allocation in networks with multicast flows[J]. IEEE/ACM Transactions

on Networking, 2004, 12(2): 274-285

- [6] Kar K, Tassiulas L. Layered multicast rate control based on lagrangian relaxation and dynamic programming[J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2006, 24(8): 1464-1474
- [7] Li Ying, Tian Chao, et al. Network resource allocation for competing multiple description transmissions[J]. IEEE Transactions on Communications, 2010, 58(5): 1493-1504
- [8] Lee H-W, Cho J W, Chong Song. Distributed max-min flow control for multi-rate overlay multicast [J]. Computer Networks, 2010, 54(11): 1727-1738
- [9] Kao Y F, Huang J H. Price-based resource allocation for wireless Ad hoc networks with multi-rate capability and energy constraints [J]. Computer Communications, 2008, 31: 3613-3624
- [10] 韩冰青, 张宏, 刘凤玉, 等. 无线 Ad hoc 网络中 QoS 感知的跨层资源分配算法[J]. 软件学报, 2010, 21(12): 3138-3150
- [11] Cui Y, Xue Y, Nahrstedt K. Optimal resource allocation in overlay multicast[J]. IEEE Trans. Parallel Distrib. Syst., 2006, 17(8): 808-823
- [12] Jiang L, Walrand J. A distributed CSMA algorithm for throughput and utility maximization in wireless networks [J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 2010, 18(3): 960-972
- [13] Boyd S, Vandenberghe L. Convex Optimization [M]. Cambridge University Press, 2004
- [14] Curescu C, Nadim-Tehrani S. A bidding algorithm for optimized utility-based resource allocation in Ad hoc networks[J]. IEEE/ACM Transactions on Mobile Computing, 2008, 7(12): 1397-1414

(上接第 50 页)

询条件的结果的情况,因此下一步的工作主要考虑如何从数据复制的角度应对节点失效。

参考文献

- [1] Gummadi K, Gummadi R, Gribble S, et al. The Impact of DHT Routing Geometry on Resilience and Proximity[C] // Proceedings of the 2003 conference on Applications, technologies, architectures, and protocols for computer communications. Karlsruhe, Germany, 2003: 381-394
- [2] Antony I T, Rowstron, Rowstron P D. Pastry: Scalable, Decentralized Object Location, and Routing for Large-Scale Peer-to-Peer Systems[C] // Proceedings of the 18th IFIP/ACM International Conference on Distributed Systems Platforms. Heidelberg, Germany, 2001: 329-350
- [3] Zhao B Y, Ling Huang, Stribling J, et al. Tapestry: A Resilient Global-Scale Overlay for Service Deployment[J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2004, 22(1): 41-53
- [4] Stoica I, Morris R, Karger D, et al. Chord: A Scalable Peer-to-Peer Lookup Service for Internet Application[C] // Proceedings of the ACM SIGCOMM 2001 Conference on Applications, Technologies, Architectures, and Protocols for Computer Communications. San Diego, California, United States, 2001: 149-160
- [5] Schutt T, Schintke F, Reinfeld A, et al. Structured Overlay without Consistent Hashing: Empirical Results[C] // Proceedings of the 6th IEEE International Symposium on Cluster Com-

puting and the Grid Workshops (CCGRIDW'06). Singapore, 2006: 8

- [6] Ratnasamy S, Francis P, Handley M, et al. A Scalable Content-Addressable Network[C] // Proceedings of the ACM SIGCOMM 2001 Conference on Applications, Technologies, Architectures, and Protocols for Computer Communications. San Diego, California, United States, 2001: 161-172
- [7] Malkhi D, Naor M, Ratajczak D. Viceroy: A Scalable and Dynamic Emulation of the Butterfly[C] // Proceedings of the 21st ACM Symposium on Principles of Distributed Computing (PODC '02). Monterey, California, United States, 2002: 183-192
- [8] Kumar A, Merugu S, Xu J, et al. Ulysses: A Robust, Low-Diameter, Low-Latency Peer-to-Peer Network[C] // Proceedings of the 11th IEEE International Conference on Network Protocols (ICNP '2003). 2003: 258-267
- [9] Maymounkov P, Mazières D. Kademlia: A Peer-to-peer Information System Based on the XOR Metric[C] // 1st International Workshop on Peer-to-Peer Systems (IPTPS '02). 2002: 53-65
- [10] Gummadi K, Gummadi R, Gribble S, et al. The Impact of DHT Routing Geometry on Resilience and Proximity[C] // Proceedings of the 2003 conference on Applications, Technologies, Architectures, and Protocols for Computer Communications. Karlsruhe, Germany, 2003: 381-394
- [11] 刘丹, 谢文君. 一种基于 P2P 的空间数据索引方法[J]. 计算机科学, 2012, 39(8): 186-190