

一种基于合作博弈的均衡路由方法

张惠娟^{1,2} 周利华¹ 翟鸿鸣²

(西安电子科技大学多媒体研究所 西安 710071)¹ (华东师范大学软件学院 上海 200062)²

摘要 网络资源公平性分配是网络可存性研究中的关键问题,路由选择算法是影响网络资源分配的公平性和均衡性的关键因素。本文研究路由器路径选择中的均衡性问题,提出了基于博弈论思想的解决方案,即将 IPv6 协议中的任意播路由问题看作是合作参与者间的博弈;针对该博弈问题,建立了路由算法的合作博弈模型,求得了该博弈均衡点,并在此基础上,提出了一种基于合作博弈的均衡路由方法;最后通过实验仿真了算法结果。

关键词 资源分配,合作博弈,NBS,均衡路由

A Balance Route Arithmetic Based Cooperative Game Theory

ZHANG Hui-Juan^{1,2} ZHOU Li-Hua¹ ZHAI Hong-Ming²

(School of Computer, Xidian Univ., Xi'an 710071)¹ (School of Software Engineering, ECNU, Shanghai, 200062)²

Abstract Fair resource distribution is an important issue in network survivability, and a route way is a key question. In this paper, the balance of route is studied, and a game-theoretic approach is presented. In this approach, a anycast route in IPv6 is regard as a n-user cooperative network game. Then, the game model is builded, which can reach Nash Equilibrium, and a router A balance route arithmetic based c cooperative game theory is presented. At last, an emulator programme simulates the result.

Keywords Resource distribution, Coopertative game, NBS, Balance route

1 引言

网络资源公平性和均衡性分配是影响网络可存性^[1]的关键问题,路由器作为网络资源分配的核心部件,其路由选择算法是影响网络资源公平性和均衡性分配的关键问题。

路由算法研究包括算法思想本身的研究和算法性能的改进。路由算法与路由播放形式有关,IPv6 支持单播、多播和选播三种类型。

选播路由中,路径选择更多考虑网络整体效用,对网络路径效用估计不再单纯是“最短路径最佳”,而是整个网络路径效用最佳。这种路由选择算法目标,提出了网络路由算法的研究关键,即路由器如何将分组转发到网络中,使得各路径上负载均衡分布,以便提高网络可存性,这就是具有均衡特性的网络路由算法。

均衡网络路由算法,表现为网络路径带宽资源分配和服务端处理能力等网络资源的均衡性分配,其本质是网络资源均衡性分配问题,也就是路由中发送节点和目标节点间的带宽资源以及目标节点的处理能力的公平性分配问题。

目前,关于均衡网络路由方法研究很多,如基于博弈论、控制策略、神经网络、遗传算法、模糊确定算法、移动 Agent 和模拟退火方法等算法。其中,博弈论作为本世纪应用数学最重要理论成果之一,在网络资源分配研究中有广泛应用。Nash 均衡^[2]是指在博弈中,任何参与者不能依靠单方面改变自身策略而期望获得更高效益。文[3]研究了 Nash 均衡的存在性并给出了 Nash 均衡存在性定理。

基于博弈论以及 Nash 均衡的网络路由算法也开始出现。文[4]将非集中控制的路由模型看作受约束的博弈问题;

文[5]研究了网络路由中非合作用户间博弈的 Nash 均衡存在性以及均衡解的唯一性;文[6]研究了具有线性特性的效用函数路由博弈问题;文[7]提出了在网络执行过程中建立非合作用户间的 Nash 均衡方法;文[8]针对路由中用户期望目标不同,研究了非合作用户间路由问题,提出了双服务系统的均衡策略方法,并研究了针对这两类用户和两类服务器的 Nash 均衡解问题。

为了考虑问题方便,本文在研究任意播均衡路由时,只考虑了一个参与者在网络路径上的选择和分配问题,因此路由博弈可以看作是合作博弈问题。文[9]研究了合作间博弈及其均衡点问题,并称其均衡解为 NBS(Nash Bargaining Solution)。

本文针对 IPv6 协议中任意播路由的均衡路由问题,提出了一种基于博弈论均衡网络路由方法,并仿真了路由方法的性能,考虑了网络链路和服务端处理能力对网络路由均衡性影响。

2 相关模型

2.1 任务模型

图 1 是本文研究一个任务流的均衡路由问题的任务模型。在该任务模型中, R 是路由器,以速率 λ 的泊松分布向网络发送数据, S_1 到 S_n 是特定任意播的服务器,其地址在路由器 R 的路由表中用映射入口,各个服务器处理能力分别为 C_1 到 C_n 。路由器和服务器之间是网络链路,其带宽分别为 D_1 到 D_n 。依据特定路由算法,路由器以 β_1 到 β_n 速率将分组转发到服务器 S_1 到 S_n 上,并在服务器上以 $M/M/1$ 队列方式执行。

* 项目支持:国家重点基础研究发展计划(973)项目“海量信息的协同性和可生存性的理论与实践的研究”的课题“可生存的海量信息软件设计理论”,课题编号:2005CB321904。张惠娟 博士研究生,副教授,研究方向:实时系统、操作系统、网络路由。

针对该模型的研究问题是:路由器依照何种路由算法,根据网络当前链路状态以及服务器处理能力,将业务流转发到

各条链路上,使得每条链路上任务均衡分配,从而保证网络资源公平分配,提高网络可存性。

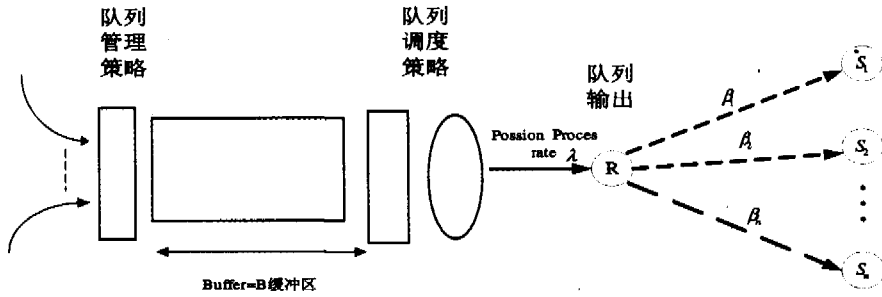


图1 任意播路由示意图

2.2 博弈模型

基于博弈论实现思想,可将上述任务模型中任意播路由问题看作是同一任务流在网络中的合作博弈问题。在这种博弈中,网络各条路径作为参与者,每条路径上流的延迟时间为效用函数。路由器在进行路由分配时,总是期望每条路径效用最佳,也即流在其上的延迟时间最小,同时资源分配具有公平性。

假定,函数 $F_i(\beta_i)$ 表示路径 i 的延迟时间,则该博弈模型的效用函数为:

$$\min_{\beta_i} F_i(\beta_i), i=1, \dots, n,$$

其中, β_i 是路径 i 上流的速率。为了分析问题方便,假定 u_i 表示路径 i 的处理能力,则函数 $F_i(\beta_i) = \frac{1}{u_i - \beta_i}$, 从而该博弈的效用函数为:

$$\min_{\beta_i} \frac{1}{u_i - \beta_i}, i=1, \dots, n$$

另外,根据路由器任务模型可知,该效用函数必须满足条件: $\beta_i < u_i, i=1, \dots, n, \sum_{i=1}^n \beta_i = \lambda, \beta_i \geq 0, i=1, \dots, n$

根据合作博弈定义以及定理,则该路由博弈模型定义如下:

定义 2.1 均衡路由算法的合作博弈组成如下:

- n 条路径作为参与者;
- 策略集合 X 满足下列条件:

$$\beta_i < u_i, i=1, \dots, n$$

$$\sum_{i=1}^n \beta_i = \lambda$$

$$\beta_i \geq 0, i=1, \dots, n;$$

- 每条路径 $i, i=1, 2, \dots, n$, 效用函数

$$F_i(\beta_i) = \frac{1}{u_i - \beta_i}, \beta_i \in X, \text{则目标是所有 } F_i(\beta_i) \text{ 取值最小。}$$

定理 2.1 上述合作路由博弈,有且仅有一个均衡点,并且该解是下式最优解:

$$\max_{\beta} \prod_{i=1}^n (u_i - \beta_i)$$

约束条件为:

$$\beta_i < u_i, i=1, \dots, n$$

$$\sum_{i=1}^n \beta_i = \lambda$$

$$\beta_i \geq 0, i=1, \dots, n$$

定理 2.2 定理 2.1 合作博弈均衡点可通过以下表达式最优解来得到

$$\max_{\beta} \sum_{i=1}^n \ln(u_i - \beta_i)$$

限定条件为:

$$\beta_i < u_i, i=1, \dots, n$$

$$\sum_{i=1}^n \beta_i = \lambda$$

$$\beta_i \geq 0, i=1, \dots, n$$

定理 2.3 定理 2.2 博弈问题最优解为

$$\beta_i = \mu_i - \frac{\sum_{j=1}^n \mu_j - \lambda}{n} \quad (2.1)$$

(证明略)

在实际网络路由中,式(2.1)解不能直接应用,因为该式没有保证 β_i 是非负值。可以看出,当 $\mu_i < \frac{\sum_{j=1}^n \mu_j - \lambda}{n}$ 时, β_i 是负数,这表明路径 k 处理能力很低。因此,在这种情况下,取 $\beta_i = 0$,即路由器不向路径 k 发送任务流。

3 算法设计

基于路由器的合作博弈模型以及定理 2.2 和定理 2.3 的博弈均衡解,提出了一种基于合作博弈的均衡路由均衡,记为 CGRB (Cooperation game route balance)。算法实现过程如下:

CGRB 算法:

1) 将每条路径按照其执行能力速率降序排列 ($\mu_1 \geq \mu_2 \geq \dots \geq \mu_n$)

2) 计算 $c \leftarrow \frac{\sum_{j=1}^n \mu_j - \lambda}{n}$

3) while ($c > \mu_n$) do

a) $\beta_n \leftarrow 0$

b) $n \leftarrow n - 1$

c) $c \leftarrow (c - \frac{\mu_{n+1}}{n+1}) \frac{n+1}{n}$

4) for $i=1, \dots, n$ do

$\beta_i \leftarrow \mu_i - c$

按照上述算法步骤,可以分别计算出以流速 λ 进入网络的业务在每条路径的均衡分配策略,从而保证每条路径上的延迟最小,且分配公平。

定理 3.1 算法 CGRB 求得的解 $\{\beta_1, \beta_2, \dots, \beta_n\}$ 是定理 2.2 中的最优解,且是合作博弈的均衡点。

证明:在 CGRB 算法的第 3 步中,可以找到满足 $\mu_m < \frac{\sum_{j=1}^m \mu_j - \Phi}{m}$ 最小索引值 m 。

如果 $m=n$,则表示所有 β_i 都是正值,从而应用定理 2.3,结论得证。

如果 $m < n$,则 $\mu_i < \frac{\sum_{j=1}^i \mu_j - \Phi}{i}, i=m, \dots, n$, 根据算法知

$\beta_m, \dots, \beta_n$ 必须是 0。

由于 $\mu_m < \frac{\sum_{j=1}^m \mu_j - \Phi}{m}$, 则 $0 < \mu_m m < \sum_{j=1}^m \mu_j - \Phi$, 可以得出 $\Phi < \sum_{j=1}^m \mu_j$ 。

对上式应用定理 2.3 到前 m 项, 则求得 $\{\beta_1, \beta_2, \dots, \beta_m\}$ 如下:

$$\beta_i = \mu_i - \frac{\sum_{j=1}^m \mu_j - \Phi}{m}, i=1, \dots, m$$

对于 $\beta_i, i=1, \dots, m$, 算法保证了其是非负值。

依据定理 2.3, 可知道这种 $\{\beta_1, \beta_2, \dots, \beta_m\}$ 是定理 3.1 的最优解, 也是该合作负载博弈的均衡点。

4 仿真实验

4.1 实验模型

基于图 1 任务模型, 构建了实验模型。假定路由系统有 5 条路径, 每条路径传输性能是由其链路带宽和服务器处理能力确定。服务器处理能力记做 C_1 到 C_5 , 链路带宽记做 D_1 到 D_5 , 实验取值如表 1 所示。

表 1 网络配置

路径	链路带宽(D)	服务器能力(C)
1	60	60
2	40	50
3	50	40
4	20	30
5	30	20

路由器业务流以 λ 速率发送到网络中, λ 取值从 20Mbps 变化到 200Mbps, 变化间隔为 20Mbps, 其取值反映了整个网络系统是轻负载系统、中度负载系统到重负载系统的变化。

其中, 系统负载程度通过参数 $\rho = \frac{\lambda}{\sum_{i=1}^n u_i}$ 来度量, 一般来说, $\rho = 10\% \sim 40\%$ 可以认为是轻负载系统, $\rho = 40\% \sim 60\%$ 是中度负载系统, $\rho = 60\%$ 之上认为系统是重负载系统。

算法性能以每条路径上延迟时间衡量, 记做 $T_i = \frac{1}{u_i - \beta_i}$ 。

其中, u_i 是路径传输能力和处理能力。为了分析路径链路传输能力和服务器处理能力分别对传输延迟时间影响, 实验中, u_i 分别取 D_i, C_i 和 $\min(D_i, C_i)$, 其中, $u_i = D_i$ 分析了链路带宽对传输的影响, $u_i = C_i$ 分析了服务器处理能力对任务传输的影响, $u_i = \min(D_i, C_i)$ 综合考虑了整条路径延迟时间。另外, 实验也比较了 CGRB 算法和 PROP 算法、OPTIM 算法的性能。

4.2 实验结果

实验 1: 比较 CGRB、PROP、OPTIM 算法的平均延迟时间。取 $T_i = \frac{1}{u_i - \beta_i}$, 则 u_i 分别取 D_i, C_i 和 $\min(D_i, C_i)$, 根据网络实际含义, 平均延迟时间 T 为: $u_i = D_i$ 时, $T = \sum_{i=1}^n T_i$; $u_i = C_i$ 时, $T = \sum_{i=1}^n T_i$; $u_i = \min(D_i, C_i)$ 时, $T = \sum_{i=1}^n (T_i + \frac{1}{\min(D_i, C_i) - \beta_i})$ 。

由于篇幅问题, 这里仅给出了 $T = \sum_{i=1}^n (T_i + \frac{1}{\min(D_i, C_i) - \beta_i})$ 时的实验结果, 如图 2 所示。可以看出, 本文算法 CGRB 延迟时间最小, 其它两种算法次之。网络处于中度负载时, 延迟时间增加; 处于重负载情况下, 延迟时间增加很快。如果输入速率大于网络处理能力后, 网络处于拥挤

状态, 延迟时间将会大大增大。

实验 2: 比较 CGRB、PROP、OPTIM 算法的公平性。针对上述三种算法, 本实验仿真这三种路由算法的资源均衡性和公平性, 这里为说明问题简单, 仅仅取 $u_i = C_i$, u_i 取其它两种取值情况类似。图 3 是以输入速率 $\lambda = 120$ 时仿真了每条网络路径上分配公平性。

从图 3 可以看出, 在每条路径上, CGRB 延迟时间相同, OPTIM 有稍微增大, PROP 算法延迟时间变化比较大。这表明, CGRB 均衡路由算法中, 每条路径上任务分配或者是负载是公平的, 使得每条路径上任务延迟时间相同, OPTIM 上路由均衡算法次之, PROP 算法路由均衡性较差。

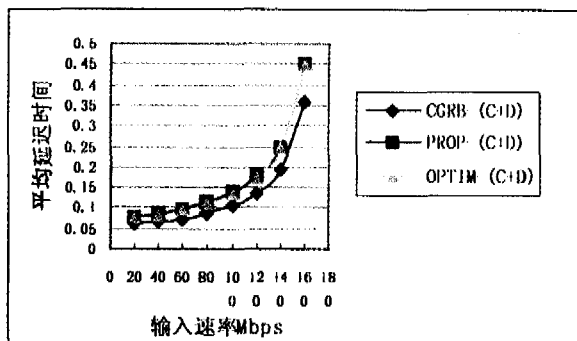


图 2 平均延迟时间

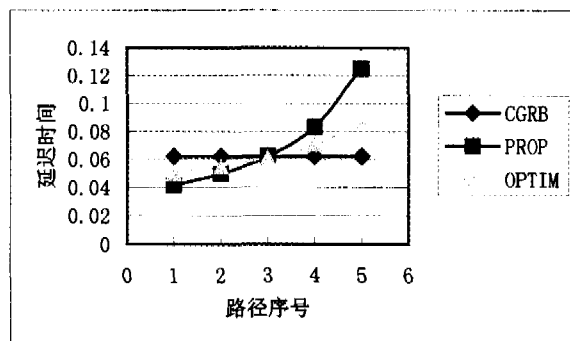


图 3 $\lambda=120$ 时每条路径上的延迟时间

参考文献

- 1 Cankaya H C, Nair V S S. A survivability assessment tool for restorable networks[C]. In: 3rd IEEE Symposium on Application-Specific Systems and Software Engineering Technology, IEEE, 2000. 319~324
- 2 Nash F. The bargaining Problem[J]. Econometrica, 1950, 18: 155~162
- 3 Nash J F. Noncooperative games[J]. Annals of Mathematics, 1951, 54: 289~295
- 4 Shenker S, Weinrib A. The optimal control of heterogeneous queueing systems: A paradigm for load-sharing and routing[J]. IEEE Trans. Comput, 1989, 38(12): 1724~1735
- 5 Orad A, Rom R, Shimkin N. Competitive routing in multiuser communication networks[J]. IEEE/ACM Trans. Networking, 1993, 1(5): 510~521
- 6 Altman E, Basar T, Jimenez T. Routing in two parallel links: Game-theoretic distributed algorithms[J]. J. Parallel and Distributed Computing, 2001, 61(9): 1367~1381
- 7 Korilis Y A, Lazar A A, Orda A. Achieving network optima using Stackelberg routing strategies[J]. IEEE/ACM Trans. Networking, 1997, 5(1): 161~173
- 8 Economides A A. A Unified Game-Theoretic Methodology for the Joint Load Sharing, Routing and Congestion Control Problem [D]. [Phd thesis]. Department of Computer Eng., University of Southern California, August 1990
- 9 Muthoo A. Bargaining Theory with Applications. Cambridge Univ. Press, Cambridge, U. K., 1999