

基于启发式调度算法的毫米波无线个域网方向性 MAC 协议

牛 勇, 李 勇, 肖振宇, 金德鹏, 曾烈光

(清华大学 电子工程系, 信息技术国家实验室(筹), 北京 100084)

摘 要: 60 GHz 频段的毫米波通信已成为短距离无线通信领域新的研究热点, 方向性媒质接入控制(MAC)协议是其中一项关键技术。该文提出一种基于启发式调度算法的毫米波无线个域网方向性 MAC 协议, 能够实现充分的空分复用。该协议中的启发式调度算法能以较低复杂度得到发送延时接近最优的调度方案。仿真结果表明: 与现有协议相比, 该协议可以有效降低网络延迟, 提高网络吞吐量, 同时保持较好的公平性。

关键词: 毫米波无线个域网; 方向性媒质接入控制(MAC)协议; 空间复用

中图分类号: TN 915.65

文献标志码: A

文章编号: 1000-0054(2015)04-0403-05

DOI:10.16511/j.cnki.qhdxxb.2015.04.006

A heuristic scheduling scheme for directional mmWave WPANs

NIU Yong, LI Yong, XIAO Zhenyu, JIN Depeng, ZENG Lieguang

(Tsinghua National Laboratory for Information Science and Technology, Department of Electronic Engineering, Tsinghua University, Beijing 100084, China)

Abstract: Millimeter wave (mmWave) communications in 60 GHz band have already become a hot topic in wireless communications, and directional medium access control (MAC) protocol is one of the key challenges in 60 GHz communications. In this paper, a heuristic directional MAC protocol was developed, which can fully exploit spatial reuse in mmWave wireless personal area networks (WPANs). The core of the protocol is a heuristic scheduling algorithm, which can compute near-optimal schedules with respect to the transmission delay with low complexity. Simulation results show that comparing with existing protocols, the developed protocol can reduce network delay, while improving network throughput and also having a good fairness performance.

Key words: millimeter wave wireless personal area networks (mmWave WPANs); directional medium access control (MAC) protocol; spatial reuse

近些年来, 60 GHz 频段的毫米波通信受到工业界、学术界和标准组织的高度关注。它具有高达 7 GHz 的免执照频段, 可用来支持多种宽带应用。

目前有多个标准组正在或已经完成相关标准, 如 IEEE 802.15.3c^[1] 和 IEEE 802.11ad^[2]。由于巨大的传输损耗, 毫米波链路的通信距离受限, 适合于短距离无线通信^[3]。同时, 波束成形技术可以用来克服强链路衰减。因而, 通信的方向性成为毫米波无线媒质接入控制(MAC)协议设计中的一个重要因素。方向性使得当前通信节点对之外的第三方节点难以进行载波侦听, 这被称为“聋”问题^[4]; 同时, 链路间被大大降低的干扰可以安排多条链路并行通信, 实现空分复用, 极大地提升网络容量。毫米波无线个域网中的链路可以认为是“伪线”的^[5], 即可忽略没有公共节点的链路之间的干扰。

目前, 针对毫米波方向性 MAC 协议已有初步研究。IEEE 802.15.3c^[1] 采用时分多址(TDMA), 同时很多协议也是基于 TDMA 的。对于突发性业务, 一次传输需要占用的媒质时间具有很大的不确定性。因而, 基于 TDMA 的协议可能造成部分节点分配到的媒质占用时间不够或过多。另外, 基于 TDMA 的协议也可能具有很高的控制开销。在集中式 MAC 协议中, 所有的传输由个域网中的中心节点来安排。Gong 等人^[6] 利用虚拟载波侦听提出了一种方向性的载波侦听多点接入/避免冲撞(CSMA/CA)协议, 解决了“聋”问题, 但没有充分进行空间复用。Singh 等人^[7] 提出了 MRDMAC(multi-hop relay directional MAC)协议, 其所有传输都要经过中心节点, 同样没有进行空间复用。最近, Son

收稿日期: 2013-04-07

基金项目: 国家自然科学基金资助项目(61201189);

国家“八六三”高技术项目(2011AA010202);

清华大学自主科研基金资助项目

(2011Z05117, 20121087985)

作者简介: 牛勇(1988—), 男(汉), 山西, 博士研究生。

通信作者: 金德鹏, 教授, E-mail: jindp@tsinghua.edu.cn

等人^[8]提出了基于帧的方向性 MAC 协议(FD-MAC),其核心是贪婪染色(greedy coloring)算法,能够较好地实现空间复用,大大提升了网络容量。

本文提出一种基于启发式调度算法的毫米波无线个域网方向性 MAC 协议。它的核心是一个精心设计的启发式调度算法,能以低的复杂度得到针对发送延时接近最优的调度方案。仿真结果表明:在高业务负载情况下,与 FDMAC 相比,本协议可降低平均网络延迟 30%以上,明显提高网络吞吐量,而且具有很好的公平性能。

1 系统模型

本文所考虑的毫米波无线个域网由 n 个节点构成,其中一个节点为中心节点。系统的时间被划分为等长的时隙。中心节点要同步其他节点的时钟和安排各个节点的媒质接入来满足它们的业务需求。

这里假定各节点可通过引导程序^[9]得到当前的网络拓扑和节点位置信息。每个节点在发送或接收

数据时可以将天线对准中心节点或网络内的其他节点。在本协议中,网络时间被分割为一系列互不重叠的帧,并且每一帧由调度阶段和发送阶段组成。调度阶段又分为轮询、调度计算和推送调度 3 个子阶段。在轮询阶段,网络内其他各个节点依次将天线对准中心节点,由中心节点向它们收集业务需求。在调度计算阶段,中心节点根据各节点的业务需求计算得到调度方案。在推送调度阶段,中心节点依次将天线对准其他各个节点,将调度方案推送给它们。在发送阶段,各个节点依照从中心节点获得的调度方案进行通信,直到一帧结束。当前帧内到达各节点的数据包首先被存储在各节点的业务队列中,将在下一帧中被发送出去。图 1 是在一个 5 节点的无线个域网中,一帧内各节点的调度和发送时序。其中,节点 1 为中心节点,在发送阶段的前 2 个时隙,节点 1 给节点 2 发送数据,同时节点 3 给节点 5 发送数据;在第 3 个时隙,节点 1 给节点 2 发送数据,同时节点 3 给节点 4 发送数据。

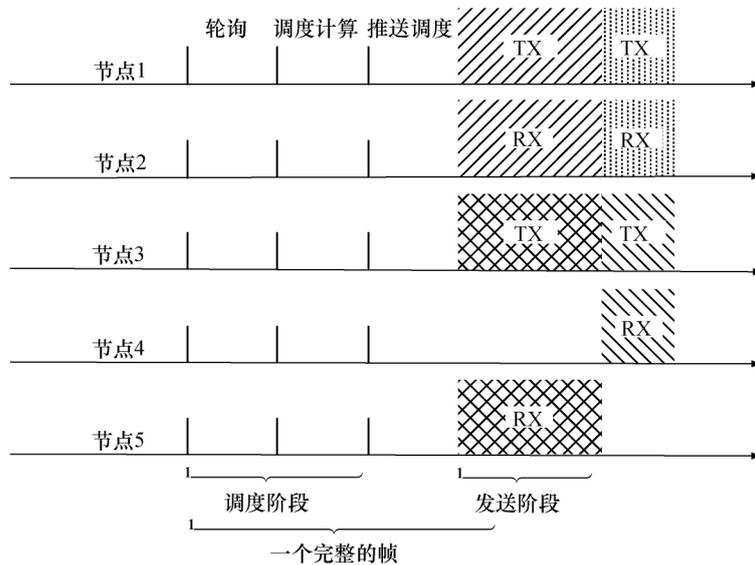


图 1 一帧内各节点的调度和发送时序

2 问题描述

在轮询阶段,中心节点向各节点收集得到业务需求,记为 D 。其中,第 i 行 d_i 是节点 i 到系统内其他节点的业务需求向量, d_{ij} 表示节点 i 到 j 的业务需求。业务需求量采用时隙数衡量,即发送相应数据需要的时隙数。这里认为通信节点可在一个时隙内完成一个数据包的发送。例如,

$$D = \begin{bmatrix} 0 & 3 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 2 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{bmatrix} \quad (1)$$

说明系统内共有 5 个节点,第 1 个节点有 3 个时隙的数据要发送给第 2 个节点。中心节点在收集到 D 后,计算得到调度方案 S ,由 K 个阶段组成,可表示为

$$S = \delta^1 A^1 + \delta^2 A^2 + \dots + \delta^K A^K.$$

其中, δ^k 代表第 k 个阶段所需的时隙数, A^k 表示第 k 个阶段的调度计划。例如,

$$A^1 = \begin{bmatrix} 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{bmatrix}$$

表示在第 1 个阶段第 1 个节点给第 2 个节点发送数据, 第 4 个节点给第 3 个节点发送数据。由文[8]知, 在一个时隙内同时通信的链路数目最多为 $\lfloor n/2 \rfloor$ 。

在 FDMA^[8] 中, 节点的业务需求要在一个阶段中完成, 不允许在多个阶段中完成, 以避免节点在通信过程中进行多次波束对准。由于网络拓扑是慢时变的, 在一定时间内(一般在 s 量级)节点间天线对准所需的参数是不变的。因此, 每个节点可以将自己与其他节点的波束对准参数保存在一个表中, 通过查表实现快速对准。只有当网络拓扑发生较大变化时, 节点才需要更新波束对准参数。因此, 本文认为节点的业务需求可以在不同的阶段中完成。为了最大化空间复用效率, 要用尽可能少的时隙数来满足各节点的业务需求。定义 a_{ij}^k 为 A^k 矩阵第 i 行第 j 列的元素, 只能取 0 或 1, 表示在第 k 个阶段节点 i 到节点 j 的链路是否被允许发送数据。此问题可以归结为

$$\text{Min} \quad \sum_{k=1}^K \delta^k, \quad (2)$$

s. t.

$$\begin{cases} 1 \leq \sum_{k=1}^K a_{ij}^k \leq d_{ij}, & d_{ij} > 0; \\ \sum_{k=1}^K a_{ij}^k = 0, & \text{其他;} \end{cases} \quad (3)$$

$$\begin{cases} a_{ij}^k \in \{0, 1\}, & d_{ij} > 0; \\ a_{ij}^k = 0, & \text{其他;} \end{cases} \quad (4)$$

$$\begin{cases} \sum_{k=1}^K (\delta^k a_{ij}^k) \geq d_{ij}, & d_{ij} > 0; \\ \sum_{k=1}^K (\delta^k a_{ij}^k) = 0, & \text{其他;} \end{cases} \quad (5)$$

$$\sum_{j=1}^n (a_{ij}^k + a_{ji}^k) \leq 1. \quad (6)$$

式(3)表示若存在节点 i 到 j 的业务需求, 则这一需求可以在多个阶段中完成。由于每个阶段最少完成 1 个时隙的业务, 因此该业务完成的阶段数大

于等于 1, 小于等于 d_{ij} 。式(4)表示如果存在节点 i 到 j 的业务需求, a_{ij}^k 可取 0 或 1, 如果不存在节点 i 到 j 的业务需求, a_{ij}^k 只能取 0。式(5)表示在 K 个阶段中, 节点 i 到 j 所拥有的总发送时隙数要大于等于节点 i 到 j 的业务需求。式(6)表示在每个阶段中, 对任一节点 i 的调度最多有一次, 即节点 i 要不作为发送节点, 要不作为接收节点, 以避免同时通信的链路间的干扰。如果某些链路间“伪线”的假设并不成立, 可以在上述问题中增加线性约束来避免将它们安排到同一个阶段中^[8]。

因为式(5)是非线性约束, 所以式(2)是一个混合整数非线性规划问题(MINLP), 一般来说是 NP 难的。本文采用松弛技术即 RLT (reformulation linearization technique)^[10] 将它转化为线性约束。定义替换变量

$$u_{ij}^k = \delta^k a_{ij}^k,$$

并且

$$\bar{d} = \max(d_{ij} \mid i, j \in V),$$

则可知 $0 \leq \delta^k \leq \bar{d}$ 。又因为 $0 \leq a_{ij}^k \leq 1$, 可得到关于 u_{ij}^k 的 RLT 界因子乘积约束 (bound-factor product constraints) 为:

$$\begin{aligned} u_{ij}^k &\geq 0, \\ \delta^k - u_{ij}^k &\geq 0, \\ \bar{d} a_{ij}^k - u_{ij}^k &\geq 0, \\ -\delta^k - \bar{d} a_{ij}^k + u_{ij}^k &\geq -\bar{d}. \end{aligned} \quad (7)$$

将 u_{ij}^k 代入式(2), 可得到混合整数线性规划问题(MILP)为

$$\text{Min} \quad \sum_{k=1}^K \delta^k, \quad (8)$$

s. t.

$$\begin{cases} \sum_{k=1}^K u_{ij}^k \geq d_{ij}, & d_{ij} > 0; \\ \sum_{k=1}^K u_{ij}^k = 0, & \text{其他.} \end{cases}$$

式(3)、(4)、(6)、(7)成立。

例如, 考虑一个 5 节点的毫米波无线个域网。中心节点得到的业务需求矩阵如式(1)所示。利用开源的混合整数线性规划求解器 YALMIP^[11], 得到式(8)的解为

$$S_1 = 2 \begin{bmatrix} 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{bmatrix} + 1 \begin{bmatrix} 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{bmatrix}.$$

S_1 由 2 个阶段构成,共需要 3 个时隙来完成。使用优化软件会占用大量的计算时间(一般在 s 量级),这对于时隙长度仅在 μs 量级的毫米波系统来说是不实际的。下节给出一种高效的求解算法,能够给出式(8)的接近最优的解。

3 启发式调度算法

业务需求矩阵 D 可以看作一个具有方向性和权重的重图(multigraph) $G(V, E)$, V 是顶点的集合, E 是有向边的集合。相应于节点 i 到 j 的非零业务需求 d_{ij} , E 中存在一条从顶点 i 到顶点 j 的有向边 $e_{i,j}$, 其权重 $w(e_{i,j})$ 等于 d_{ij} 。调度规划的每个阶段都对应一个重图,例如 $G^t(V^t, E^t)$ 代表第 t 个调度阶段同时通信的有向链路和节点。

贪婪调度算法的伪代码如图 2 所示。其中,第 3 步说明贪婪调度算法对各个带有权重的有向边进行规划,直到所有的有向边均已安排在各个阶段中,也即满足了业务需求 D 。第 5 步对一个阶段进行调度安排时,搜索 E 内的每条有向边,并且当同时通信的链路达到 $\lfloor n/2 \rfloor$ 时,即进行下一阶段的规划。第 7 步保证了在同一阶段内的通信链路互不干扰。第 12 步在一条链路的业务需求得到满足的情况下,将该链路从 E 中去除。

- 1) 由业务需求矩阵 D 得到重图 $G(V, E)$;
- 2) 将 E 中有向边按照权重递减排列; $t=0$;
- 3) WHILE($|E| > 0$)
- 4) $t=t+1$; set $G^t(V^t, E^t)$ with $V^t = \emptyset$ and $E^t = \emptyset$
- 5) WHILE(there is unvisited edge in E and $|E^t| < \lfloor n/2 \rfloor$)
- 6) Get the unvisited edge with the largest weight, $e_{i,j} \in E$;
- 7) IF($i \notin V^t$ and $j \notin V^t$)
- 8) $E^t = E^t \cup \{e_{i,j}\}$; $V^t = V^t \cup \{i, j\}$; $e_{\text{last}} = e_{i,j}$;
- END IF;
- 9) END WHILE;
- 10) $\delta = w(e_{\text{last}})$
- 11) FOR $e_{i,j}$ in E^t
- 12) $w(e_{i,j}) = w(e_{i,j}) - \delta$; IF($w(e_{i,j}) = 0$) $E = E - e_{i,j}$;
- END IF;
- 13) END FOR
- 14) Output $G^t(V^t, E^t)$ and δ
- 15) END WHILE

图 2 贪婪调度算法

利用该算法对式(1)的业务需求矩阵进行求解,得到的结果与 YALMIP 得到的相同,但是它的计算复杂度仅为 $O(|E|^2)$, 与 FDMAC 中的贪婪染色算法相同。对于一个 5 节点的网络来说,在一台配置 Intel 酷睿 2.2 GHz CPU 和 2 GB 内存的台式机上,

贪婪染色算法的执行时间仅需要约 $4.3 \mu\text{s}$ ^[8]。因此,该贪婪调度算法具有实际部署价值。

4 仿真结果

4.1 仿真设置

仿真采用了与文[7]相同的仿真参数,并且所有协议通过 MATLAB 来实现。单向链路的数据速率为 2 Gb/s,数据包长固定为 1000 B,时隙长为 $5 \mu\text{s}$ 。在一个时隙内一对节点可以完成一个数据包的发送。对于一个 10 节点的毫米波无线个域网,在一个时隙内中心节点可以访问的节点数为 14^[8]。因此,中心节点在一个时隙内就可以完成业务需求的轮询和调度计划的推送。由于贪婪调度算法与 FDMAC^[8]中贪婪染色算法的复杂度相当,对于一个 10 节点的网络,调度计划的计算约需 4 个时隙。仿真中,数据业务模式设定为 Poisson 过程。假设数据包以 Poisson 过程到达各节点,且到达率为 λ ,则业务负载定义为

$$T_1 = \frac{\lambda \times L \times n}{C}$$

其中: L 为包长, n 为节点数, C 为单向链路的数据速率。当数据包到达源节点时,它以相等的概率被源节点吸收或者转移到网络内其他节点。

4.2 结果分析

4.2.1 平均网络延迟

图 3 是本文协议和 FDMAC 的平均网络延迟随业务负载的变化情况。可以看出,本文协议的平均网络延迟低于 FDMAC。当业务负载大于 3.5 时,二者的差距明显变大。当业务负载为 4 时,二者的差距约为 1 800 个时隙。在本文协议中,每个阶段的时隙数设置为清空阶段内一条链路的业务需求所需的最小时隙数。因此,在阶段内的每个时隙,所有的链路都在传输,将时隙利用率尽可能地提高。而在 FDMAC 中,每个阶段的时隙数设为清空阶段内所有链路的业务需求所需的最小时隙数,在一些情况下时隙的利用率会很低。

4.2.2 吞吐量

通过统计本文协议和 FDMAC 在规定的时间内成功发送的数据包数来比较它们的网络吞吐量。仿真中,当数据包的网络延迟超过 10 000 时,目的节点将丢弃此包。图 4 是在仿真时长为 50 000 个时隙时,2 种协议成功发送的数据包数量。可以看出,在业务负载增加到 3.5 以后,本文协议的吞吐量

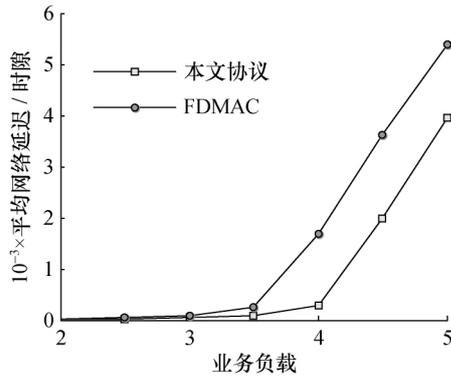


图 3 Poisson 过程下的平均网络延迟比较

要明显大于 FDMAC 的。吞吐量性能与延迟性能的比较结果是一致的, 本文协议的优势在于将每个阶段内的时隙利用率尽可能地提高。

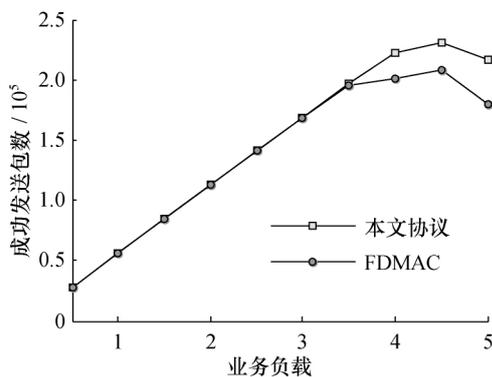


图 4 Poisson 过程下的吞吐量比较

4.2.3 公平性能

采用 Jain 公平性指数^[12]来比较本文协议和 FDMAC 的公平性能。公平性指数在 0 到 1 之间变化, 0 是最差的, 1 是最好的。图 5 是 2 种协议的公平性指数随业务负载的变化情况。可以看出, 本文协议可以达到与 FDMAC 相媲美的公平性能。

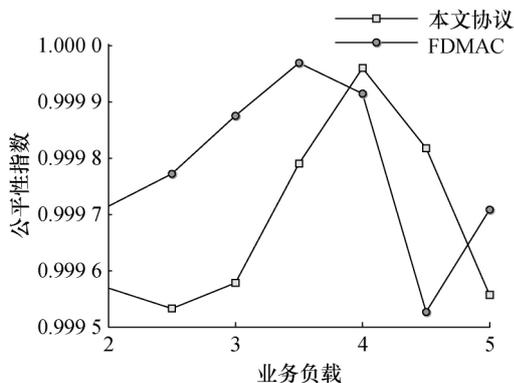


图 5 Poisson 过程下的公平性能比较

5 结 论

本文提出了一种基于启发式调度算法的毫米波无线个域网方向性 MAC 协议, 其核心是一种启发式调度算法, 能以低的复杂度得到针对发送延迟接近最优的调度方案。仿真结果表明该协议在网络延迟和网络吞吐量方面都优于 FDMAC, 同时具有良好的公平性能。

参考文献 (References)

- [1] IEEE 802.15.3c & WirelessHD Alliance-2009, Wireless Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications for High Rate Wireless Personal Area Networks (WPANs) [S]. USA: IEEE, 2009.
- [2] IEEE 802.11ad (VHT60) & WiGig Alliance-2009, Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications [S]. USA: IEEE, 2009.
- [3] Park M, Cordeiro C, Perahia E, et al. Millimeterwave multi-gigabit WLAN: Challenges and feasibility [C] // Proc IEEE PIMRC'08, Cannes, France; IEEE, 2008:1-5.
- [4] Ko Y-B, Shankarkumar V, Vaidya N H. Medium access control protocols using directional antennas in ad hoc networks [C] // Proc IEEE INFOCOM. New York, USA: IEEE, 1999:13-21.
- [5] Mudumbai R, Singh S, Madhow U. Medium access control for 60 GHz outdoor mesh networks with highly directional links [C] // Proc IEEE INFO COM 2009. Rio de Janeiro, Brazil; IEEE, 2009:2871-2875.
- [6] Gong M X, Stacey R J, Akhmetov D, et al. Performance analysis of a directional CSMA/CA protocol for mmWave wireless PANs [C] // Proc IEEE WCNC'10, Sydney, Australia; IEEE, 2010.
- [7] Singh S, Ziliotto F, Madhow U, et al. Blockage and directivity in 60 GHz wireless personal area networks: From cross-layer model to multi hop MAC design [J]. *IEEE J Sel Areas Commun*, 2009, **27**(8):1400-1413.
- [8] Son I K, Mao S, Gong M X, et al. On frame-based scheduling for directional mmWave WPANs [C] // Proc IEEE INFOCOM. Orlando, FL; IEEE, 2012: 2149-2157.
- [9] Ning J, Kim T-S, Krishnamurthy S V, et al. Directional neighbor discovery in 60 GHz indoor wireless networks [C] // Proc ACM MSWiM '09. Tenerife, Spain; ACM, 2009: 365-373.
- [10] Kompella S, Mao S, Hou Y T, et al. On path selection and rate allocation for video in wireless mesh networks [J]. *IEEE Trans Networking*, 2009, **17**(1): 212-224.
- [11] YALMIP. YALMIP Wiki. [Z/OL]. [2013-03-20]. <http://users.isy.liu.se/johanl/yalmip/>.
- [12] Jain R, Durrresi A, Babic G. Throughput fairness index: An explanation [R]. Ohio, USA: The Ohio State University, 1999.