

## PoC 中发言权控制机制的分布式改进

刘海鹏<sup>1,2</sup>, 廖建新<sup>1,2</sup>, 朱晓民<sup>1,2</sup>

(1. 北京邮电大学 网络与交换技术国家重点实验室, 北京 100876; 2. 东信北邮信息技术有限公司, 北京 100191)

**摘要:** TBCP (talk burst control protocol) 是 OMA (open mobile alliance) 为 PoC (push to talk over cellular) 系统定义的集中式发言权控制机制, 具有单点控制瓶颈等固有缺陷。而在现有的分布式发言权控制机制中, 并没有一种机制能够很好地被应用于 PoC 系统。对 TBCP 进行了改进并提出了 2 种分布式发言权控制机制: TBCP/DQ (distributed queue) 和 TBCP/MQ (mobile queue)。通过分析和仿真, 验证了 2 种新机制能够很好地满足 PoC 业务的需求, 甚至可以推广到所有 CMA (collaborative multimedia applications) 业务当中。

**关键词:** CMA; PoC; 发言权控制; 分布式控制

中图分类号: TN915.09

文献标识码: A

文章编号: 1000-436X(2012)04-0042-05

## Decentralized improvement on floor control mechanism for PoC

LIU Hai-peng<sup>1,2</sup>, LIAO Jian-xin<sup>1,2</sup>, ZHU Xiao-min<sup>1,2</sup>

(1. State Key Laboratory of Networking and Switching Technology, Beijing University of Posts and Telecommunications, Beijing 100876, China;

2. EBUPT Information Technology Co., Ltd, Beijing 100191, China)

**Abstract:** TBCP (talk burst control protocol) has been defined as the floor control mechanism for PoC (push to talk over cellular) service by OMA (open mobile alliance). It is a centralized controlling mechanism which has several limitations as other central approaches have, such as bottleneck effect, bad scalability, high maintenance cost of the central node, etc. In order to overcome the deficiencies of TBCP, two novel distributed floor control mechanisms were put forward, TBCP/DQ(distributed queue) and TBCP/MQ(mobile queue). After analytical and experimental evaluations, the new approaches serve well for PoC and even all CMA (collaborative multimedia application) services.

**Key words:** CMA; PoC; floor control; distributed controlling

### 1 引言

随着重叠网络(overlay network)技术以及协作式多媒体应用(CMA, collaborative multimedia applications)<sup>[1]</sup>类业务的快速发展, 基于 IMS (IP

multimedia subsystem)平台的 PoC (push to talk over cellular)业务日益引起业界的广泛关注<sup>[2]</sup>。半双工是 PoC 的基本业务属性之一, 在会话中任意时刻, 最多只允许有一个用户发言, 其他用户处于接听状态。有发言需求的用户通过按键来竞争会话中唯一

收稿日期: 2010-12-10; 修回日期: 2011-03-01

基金项目: 国家杰出青年科学基金资助项目 (60525110); 国家重点基础研究发展计划 (“973” 计划) 基金资助项目 (2007CB307100, 2007CB307103); 国家自然科学基金资助项目 (61072057, 60902051); 中央高校基本科研业务费专项资金资助项目 (BUPT2009RC0505); 国家科技重大专项基金资助项目 (2011ZX03002-001-01, 2011ZX03002-002-01)

**Foundation Items:** The National Science Foundation for Distinguished Young Scholars (60525110); The National Basic Research Program of China (973 Program) (2007CB307100, 2007CB307103); The National Natural Science Foundation of China (61072057, 60902051); The Fundamental Research Funds for the Central Universities(BUPT2009RC0505); The National Key Science & Technology Specific Project of China (2011ZX03002-001-01, 2011ZX03002-002-01)

的一个发言权。OMA (open mobile alliance) 为 PoC 定义了一套基于集中式控制思想的发言权控制机制 TBCP (talk burst control protocol)<sup>[3-5]</sup>。其具有集中式机制<sup>[6-8]</sup>固有的缺点: 中心节点维护成本高、容易产生控制瓶颈、健壮性不好、扩展性差等。由于当前可用的分布式机制<sup>[1,9-12]</sup>都不能很好地支持请求等待, 所以也不能被直接应用于 PoC 系统。本文基于 PoC 会话的网络架构和特点, 对 TBCP 进行了分布式改进, 并提出了 2 种分布式发言权控制机制: TBCP/DQ (distributed queue) 和 TBCP/MQ (mobile queue), 以满足 PoC 乃至所有 CMA 业务的需要。

## 2 PoC 会话网络架构简介

在 PoC 会话中, 客户端表示位于用户移动终端上的 PoC 软件实体。文中用 UE (user equipment) 来代表 PoC 客户端。服务器表示会话中完成会话集中控制、媒体流转发控制、呼叫权控制等功能的网络实体。PoC 服务器有 2 种工作模式, 分别是控制模式 (controlling mode) 和参与模式 (participating mode)<sup>[3-5]</sup>。服务器在控制模式下对会话进行集中控制、信令转发等操作; 参与模式下则更多地是转发各种控制信令和媒体流。为讨论方便, 文中定义工作在控制模式的服务器为 CS (controlling server), 工作在参与模式的服务器为 PS (participating server)。PoC 会话可看成由 PoC 服务器作为上层节点 SN (super node) 和 UE 作为下层节点 ON (ordinary node) 的 2 层网络架构, 如图 1 所示。

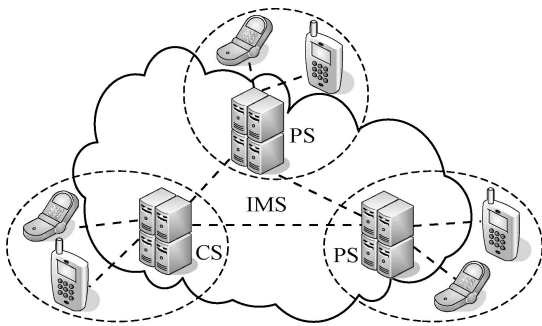


图 1 PoC 会话网络架构

## 3 PoC 中分布式的发言权控制机制

对 TBCP 进行的分布式改进使得在会话过程中发言权请求队列并不始终由某一服务器来维护, 而是由多个服务器共同维护 (TBCP/DQ) 或者按照特定的规则交替维护 (TBCP/MQ)。新机制下请求队

列项的格式定义如图 2 所示。

UE 标识	位置标识	时间戳
-------	------	-----

图 2 新机制下请求等待队列项格式

UE 标识是每个 UE 在会话中的全局唯一标识。位置标识是发言权请求在全局队列中的位置信息 (取值为非负整数), 从 0 开始递增。0 表示当前用户正在发言, 1 表示处于第一位的等待用户, 2 表示处于第二位的等待用户, 以此类推。时间戳是该请求被 UE 发出时的绝对时间标识。

### 3.1 基于分布式全局队列的控制机制(TBCP/DQ)

通过分布式全局队列<sup>[13]</sup>把原来位于 CS 处的发言权请求队列划分成若干子队列并分布到不同子网的 PS 处 (CS 可看成特殊的 PS) 来维护。发言权请求插入操作的算法如下。

**步骤 1** UE 向所属 PS 发送请求发言权消息, 该 PS 向其他 PS 转发该插入请求。

**步骤 2** 每个 PS 收到别的 PS 发来的请求发言权消息后, 将该请求同本地队列中所有请求根据其时间戳按照既定策略 (先来先服务) 进行逐一对比, 确定本地请求在全局队列中应该排在该新请求前面的请求数目, 将该数目返回给请求 PS。

**步骤 3** 当请求 PS 收到别的 PS 返回的消息后, 汇同本地请求在全局队列中应该排在该请求前面的请求数目和其他各 PS 中在全局队列中应该排在该请求前面的请求数目再加 1 (如果当前发言权没有被占用则不用加 1) 就得到该请求在全局请求队列中的位置, 将位置标识记录在新请求项并插入到本地队列中。

**步骤 4** 请求 PS 向请求 UE 返回插入位置信息。

### 3.2 基于可迁移全局队列的控制机制(TBCP/MQ)

可迁移全局队列是指请求队列位置随当前发言者所属子网变化而动态变化, 可以随之迁移到下一发言者所属子网 PS 处 (CS 可看成特殊的 PS)。发言权请求插入操作的步骤如下。

**步骤 1** UE 向所属 PS 发送请求发言权消息, 如果该 PS 处不存在全局队列, 则向全局队列所在 PS 转发; 否则跳到下一步。

**步骤 2** 全局队列所在 PS 收到插入请求后, 将该请求同队列中所有请求根据其时间戳按照既定策略 (先来先服务) 进行逐一对比, 确定该请求在全局队列中相应位置并插入队列, 然后将该位置返

回给请求 PS(如果请求 PS 就是本身,则不用返回)。

步骤 3 请求 PS 向请求 UE 返回插入位置信息。

## 4 性能评估

### 4.1 机制效率建模

这里采用文献[1]和文献[14]中定义的效率模型和算法,机制的效率定义如下:

$$\eta = \frac{\delta}{W + \delta} \quad (1)$$

其中,  $\delta$  为发言权的使用时间,即 UE 的发言时间。 $W$  为发言权的竞争时间,即 UE 为了得到发言权等待的时间<sup>[14]</sup>。相关参数定义如表 1 所示。

表 1 变量定义

名称	变量含义
$n$	会话中所有的 PS 个数
$\gamma$	每个 PS 处理一条控制信令的平均等待时延
$\lambda$	整个 PoC 会话中发言权请求的到达率
$T$	任意 2 个 PS 之间的控制信令传输时延
$\sigma$	从请求 UE 到其所属 PS 的控制信令传输时延
$\lambda'$	TBCP/DQ 下单个 PS 发言权请求到达率
$\lambda''$	TBCP/MQ 下单个 PS 发言权请求到达率
$\mu'$	TBCP/DQ 下系统对单条发言权请求的服务率
$\mu''$	TBCP/MQ 下系统对单条发言权请求的服务率
$S_{DQ}$	TBCP/DQ 下从 UE 发出请求到接收到排队位置信息经历时延
$S_{MQ}$	TBCP/MQ 下从 UE 发出请求到接收到排队位置信息经历时延
$W'$	TBCP/DQ 下每一轮请求中 UE 请求发言权的一个竞争周期,即从 UE 发出发言权请求到得到发言权所经历的时延
$W''$	TBCP/MQ 下每一轮请求中 UE 请求发言权的一个竞争周期,即从 UE 发出发言权请求到得到发言权所经历的时延
$\eta'$	TBCP/DQ 下机制的效率
$\eta''$	TBCP/MQ 下机制的效率

参照文献[1]中方法,根据 TBCP/DQ 算法描述可得  $S_{DQ}$  为

$$\begin{aligned} S_{DQ} &= \sigma + \gamma + T + n\gamma/2 + \gamma + T + (n-1)\gamma + \sigma \\ &= 2\sigma + 2T + (3n+2)\gamma/2 \end{aligned} \quad (2)$$

根据 TBCP/MQ 算法描述可得  $S_{MQ}$  为

$$\begin{aligned} S_{MQ} &= \sigma + T + n\gamma/2 + \gamma + T + \sigma \\ &= 2\sigma + 2T + (n+2)\gamma/2 \end{aligned} \quad (3)$$

根据参数定义可知:

$$\lambda' = \lambda'' = \lambda/n \quad (4)$$

$$\mu' = 1/S_{DQ} \quad (5)$$

$$\mu'' = 1/S_{MQ} \quad (6)$$

由 M/D/1 队列的性质可知,  $W' = \frac{\lambda'}{2\mu'(\mu' - \lambda')}$ ,

$W'' = \frac{\lambda''}{2\mu''(\mu'' - \lambda'')}$ 。结合式(1)~式(6)可得:

$$\eta' = \frac{\delta}{W' + \delta} = \frac{\delta}{\frac{\lambda'}{2\mu'(\mu' - \lambda')} + \delta} \quad (7)$$

$$\eta'' = \frac{\delta}{W'' + \delta} = \frac{\delta}{\frac{\lambda''}{2\mu''(\mu'' - \lambda'')} + \delta} \quad (8)$$

下面借助 MATLAB 仿真工具对 2 种新机制的效率进行分析。令  $\delta=1, \sigma=0.1, \gamma=0.02, T=0.2, \lambda=5$ , 并且  $n$  从 4 变化到 16, 得到  $\eta$  随  $n$  变化的曲线如图 3 所示。

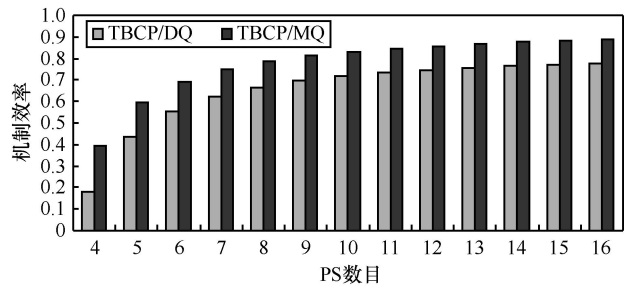


图 3 机制效率同会话中 PS 数目关系

通常情况下,2 种机制的效率大体接近。在  $n$  取值相同的情况下, TBCP/MQ 的效率略高于 TBCP/DQ。随着  $n$  的增大,2 种机制的效率都随之增大,但是增大的速度越来越缓慢。由于 TBCP/MQ 的处理方式更加接近于 TBCP,所以对请求的处理效率更高一些。TBCP/DQ 则由于不同 PS 之间需要通过协作来实现对分布式队列的维护,处理效率则会偏低,这也是可以理解的。

令  $\delta=1, \sigma=0.05, \gamma=0.01, n=4, \lambda=2$  并且  $T$  从 0.1 增大到 0.5, 得到  $\eta$  随  $T$  变化的曲线如图 4 所示。随着  $T$  的增大,2 种机制的效率都随之减小,而且其差值一直保持在很小的范围。由于一般情况下  $T$  可以大致表示 PS 之间的物理距离。PS 之间传输距离的增大,导致 UE 等待发言权请求响应的时延增大,从而机制的效率降低,这也是不难理解的。同时可知,2 个 PS 之间的距离远近对选择哪种发言权控制机制并没有太大的影响。

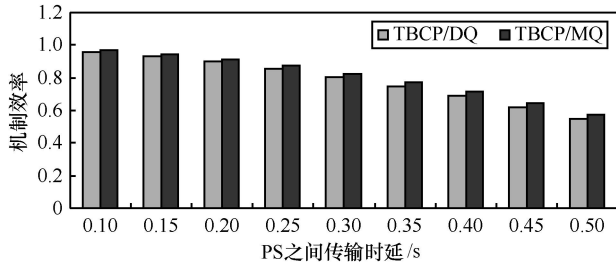


图 4 机制效率同 PS 之间传输时延的关系

## 4.2 机制效率实验

本节借助仿真工具 SIMPROCESS (Version4.3.1)<sup>[15]</sup>对实际网络中 RTP (real-time transport protocol) 媒体流和 RTCP (RTP control protocol) 控制信令分组共享传输信道和控制节点处理资源的情景进行了模拟。首先构建一个 PoC 会话, 包含 3 个服务器, 分别为 PS1、PS2 和 PS3, 每个服务器下属 2 个 UE。当选择 TBCP 作为控制机制时, PS3 作为 CS。服务器之间消息传输时延为 0.05s, UE 到服务器之间传输时延为 0.05s。每个服务器处的发言权到达率和消息处理时延服从负指数分布, 且采用先来先服务策略。测试主机基本配置为: CPU Intel Pentium 双核, 主频 2.16GHz; 内存 952 MB; 操作系统 Windows XP Professional with SP3。

### 4.2.1 机制效率同 RTP 到达率关系

将每个服务器处 RTCP 分组到达率设为  $\exp(5)$ , CS 处 RTP 分组到达率从  $\exp(0.2)$  变化到  $\exp(0.1)$ , 其他 2 个 PS 处 RTP 分组到达率保持  $\exp(0.2)$  不变。测试发言时长为 300s, 每隔 30s 变换一次发言 UE 所在子网。3 种机制进行比较, 得到如图 5 所示一条发言权请求的一个平均竞争周期同 CS 处 RTP 分组到达率变化的关系曲线。

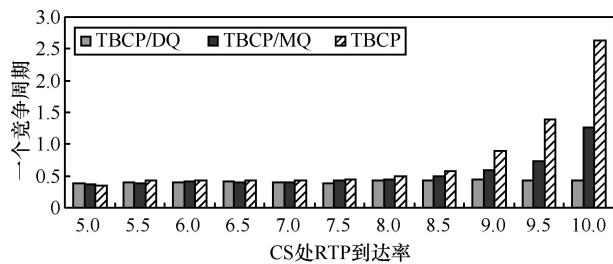


图 5 一个竞争周期长度同 CS 处 RTP 到达率关系

可以看出, 当 CS 负载没有超过特定阈值 (CS 处 RTP 分到达率为 8.5), 3 种机制下的请求等待时延基本相同, 这同 4.1 节分析基本相符。当超过阈值后, TBCP 下的时延急剧增大, TBCP/MQ 次之,

而 TBCP/DQ 基本不变。原因在于 TBCP 下请求队列始终由 CS 来维护队列并处理请求, TBCP/MQ 下则每隔一段时间变换为不同服务器来处理, TBCP/DQ 下则始终由 3 个服务器协作处理。显然当 CS 超载产生控制瓶颈后会依据各机制对 CS 的不同依赖程度影响到相应机制的效率。

### 4.2.2 机制效率同网络规模关系

重新构建一个 PoC 会话, 令服务器数目从小到大变化依次为 5、10、20、40, 每个服务器下属 10 个 UE。相关参数设置为: 每个服务器处 RTCP 包到达率为  $\exp(5)$ , 每个 UE 发出请求的到达率为  $\exp(100)$ , CS 处 RTP 到达率为  $\exp(0.2)$ , 其他服务器 RTP 到达率为  $\exp(10)$ , 测试发言时长为 300s, 每隔 30s 变换一次发言 UE 所在子网, 其他参数同 4.2.1 节。得到表 2 所示的 3 种机制下一条发言权请求的一个竞争周期同会话中服务器数目变化的关系。

表 2 请求的一个周期长度同会话中服务器数目的关系

服务器数目	TBCP/DQ/s	TBCP/MQ/s	TBCP/s
5	0.349	0.350	0.350
10	0.348	0.352	0.353
20	0.352	0.352	0.354
40	0.392	0.536	0.797

可见当网络规模不大 (服务器数目小于 20) 时, 选用何种机制并无明显差别。当网络规模较大 (如表中服务器数目为 40) 时, TBCP 由于集中式的控制方式导致 CS 处负载超重, 请求消息的平均等待时延急剧增大。TBCP/DQ 由于分布式的队列维护机制, 其性能稳定性最好。TBCP/MQ 由于在一定时间内是由 CS 来处理新的请求, 所以性能比 TBCP/DQ 要差一些, 但是比 TBCP 要好。

## 4.3 控制信令开销

消息复杂度是指特定时间内控制消息交互的总数目<sup>[1]</sup>, 可作为机制性能评价的参考指标。这里定义一个 PoC 会话中共有  $n$  个服务器参与, 每个服务器发出请求的到达率为  $\lambda$ , 根据各机制的控制原理可知 TBCP 和 TBCP/MQ 下每秒钟各产生  $\lambda \times (n-1)$  条请求消息, TBCP/DQ 下每秒钟产生  $\lambda \times (n-1) \times (n-1)$  条请求消息。可知 TBCP/DQ 的复杂度最大。

## 4.4 异常情况处理

### 4.4.1 单点故障对机制的影响

假设 TBCP 下 CS 处发生故障的概率为  $K$ , 那么由于实验中各个服务器下 UE 数目相同, 每个

UE 发出请求的概率相同, 可认为全局请求队列位于每个服务器的概率是相同的。那么 TBCP/MQ 下保存队列的服务器发生故障导致会话失败的概率则降低为  $K/n$ , 其中,  $n$  为会话中服务器的数目。TBCP/DQ 下则可采用类似文献[16]中的心跳机制来检测到故障服务器, 然后通过同步消息来进行不同子队列的同步操作。具体故障恢复的时间同心跳消息发送的间隔相关并可在系统中动态配置。3 种机制的健壮性按照从高到低依次为 TBCP/DQ、TBCP/MQ、TBCP。

#### 4.4.2 消息异常对机制效率的影响

消息在传输过程中可能产生丢失或者差错。由于 3 种机制中都存在服务器同 UE 之间的消息交互, 所以只需重点关注 TBCP/DQ 中引入的服务器之间的消息交互。当服务器每发出一条控制消息, 可采用定时器超时机制来判定应答消息的丢失与否。显然, 消息丢失或者错传引起的超时必然导致 TBCP/DQ 机制效率的降低。

## 5 结束语

本文对 OMA 的集中式发言权控制机制 TBCP 进行了改进, 提出了 TBCP/DQ 和 TBCP/MQ 2 种分布式控制机制。通过理论分析以及仿真对比可知, 新机制能够很好地被应用到 PoC 中。

### 参考文献:

- [1] BANIK S M, RADHAKRISHNAN S, SARANGAN V, *et al.* Implementation of distributed floor control protocols on overlay networks[J]. IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems, 2008, 19(8):1057-1070.
- [2] 刘海鹏, 廖建新, 朱晓民. PoC 中一种负载均衡与时延优化的 RTP 媒体转发机制[J]. 通信学报, 2010, 31(8): 105-113.  
LIU H P, LIAO J X, ZHU X M. RTP stream transferring scheme with load balancing and delay optimization in PoC[J]. Journal on Communications, 2010, 31(8):105-113.
- [3] Open Mobile Alliance. OMA-AD-PoC-V2\_1-20090224-D: Push to Talk Over Cellular (PoC)-Architecture[S]. 2009.
- [4] Open Mobile Alliance. OMA-TS-PoC\_System\_Description-V2\_1-20090305-D: OMA PoC System Description[S]. Open Mobile Alliance, 2009.
- [5] Open Mobile Alliance. OMA-TS-PoC\_UserPlane-V2\_1-20090211-D: PoC User Plane[S]. 2009.
- [6] CAMARILLO G, *et al.* The Binary Floor control Protocol (BFCP). RFC4582[S]. 2006.
- [7] BORMANN C, OTT J, REICHERT C. SCCP: Simple Conference Control Protocol, Internet Draft Draft-Ietf-Mmusic-Sccp-01[S]. 2001.

- [8] HANDLEY M, WAKEMAN I, CROWCROFT J. The conference control channel protocol (CCCP): a scalable base for building conference control applications[A]. Proceedings of ACM SIGCOMM 95[C]. 1995.275-287.
- [9] KATRINIS K, PARISSIDIS G, PLATTNER B. Activity sensing floor control in multimedia collaborative applications[A]. The 10th International Conference on Distributed Multimedia Systems(DMS)[C]. 2004.
- [10] LIN J R, PANG A C, WANG Y C. iPTT: peer-to-peer push-to-talk for VoIP[J]. Wireless Communications and Mobile Computing, 2008, 8(10):1331-1343.
- [11] RONNHOLM V. Push-to-talk over Bluetooth[A]. Proceedings of the 39th Hawaii International Conference on System Sciences-2006[C]. 2006.232-241.
- [12] GAN C H, LIN Y B. Push-to-talk service for intelligent transportation systems[J]. IEEE Transactions on Intelligent Transportation Systems, 2007, 8(3):391-399.
- [13] TIRTHAPURA S. Distributed Queuing and Applications[D]. Brown University, 2002.
- [14] DOMMEL H P, GARCIA J J. Efficacy of floor control protocols in distributed multimedia environment[J]. Cluster Computing, 1999, 2(1):17-33.
- [15] SIMPROCESS simulator[EB/OL]. <http://simprocess.com>.
- [16] FU C Y, GLITHO R H, KHENDEK F. Signaling for multimedia conferencing in stand-alone mobile ad hoc networks[J]. IEEE Transactions on Mobile Computing, 2009, 8(7):991-1005.

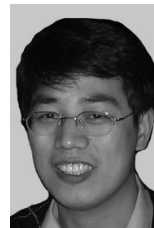
### 作者简介:



刘海鹏 (1975-), 男, 吉林舒兰人, 北京邮电大学博士生, 主要研究方向为下一代网络技术。



廖建新 (1965-), 男, 四川宜宾人, 北京邮电大学教授、博士生导师, 主要研究方向为下一代网络和业务网络智能化。



朱晓民 (1974-), 男, 浙江义乌人, 博士, 北京邮电大学副教授, 主要研究方向为智能网、下一代网络和 3G 核心网。