

具有 QoS 保证能力的分组交换网络体系结构的分析

刘文波 郭云飞 兰巨龙 马海龙

(信息工程大学国家数字交换系统工程技术研究中心 郑州 450002)

摘 要 通过对理想化分组交换网络的形式化功能分析,指出了当前互联网在提供 QoS 保证方面存在的不足,分析了互联网不能为交互式实时业务提供服务质量保证的原因,对新的分组网络的体系结构提出了新的要求。据此,从体系结构角度论证了具有 QoS 保证能力的分组网络应该对现行互联网设计原则进行扩充的必要性并提出了扩充的内容。

关键词 分组交换网络,体系结构,有 QoS 保证,设计原则

中图法分类号 TP393 **文献标识码** A

Analysis of the Design Principles of the QoS-capable Packet Network

LIU Wen-bo GUO Yun-fei LAN Ju-long MA Hai-long

(National Digital Switching System Engineering & Technological Research Center, University of Information Engineering, Zhengzhou 450002, China)

Abstract By formularized analysis of the function of the ideal packet networks, the Internet's limitation in guaranteeing QoS was presented, and the reason why the Internet cannot provide guaranteed QoS to interactive real time communication was analyzed. Guaranteeing QoS required to design a novelty packet network architecture. Hereby, from the view of the network architecture, the necessity that QoS-capable packet networks should do an expansion to the Internet architecture was proved, and the expansion contents were put forward.

Keywords Packet network, Architecture, QoS guaranteed, Design principles

1 引言

网络的 QoS 是指发送和接收信息的用户之间以及用户与传输网络之间关于传输质量的约定。IETF 进一步将网络 QoS 明确定义为用带宽、分组时延、抖动和丢失率等描述的分组传输的质量^[1]。互联网的 QoS 问题已经成为国际上网络研究领域中最重要、最活跃的研究领域之一,并和网络安全问题一道被认为是未来计算机网络需要解决的重大科学问题^[2]。国家 973 项目“一体化可信网络与普适服务体系基础研究”项目中也要求针对分组交换网络 QoS 问题展开深入研究,提出具有坚实理论基础的 QoS 控制管理体系结构和实现机制^[3,4]。本文从 IETF 给出的 QoS 定义出发,深入分析并论证了一个具有 QoS 保证能力的理想化分组交换网络应该对现行互联网体系结构进行扩充的必要性并提出了扩充的内容。

2 理想化的分组交换网络

从分组级上分析,若要求分组交换网络对各种应用都提供所希望的服务质量,则需要网络在保证所传分组的内容不变的同时又能保证同一会话中分组之间的关系不变。

如图 1 所示,如果将网络的传输过程用一个函数 T 表示,同一会话中分组间的关系用 R 表示,则理想化分组交换网络的作用可形式化表示为

$$\begin{cases} T(p_i) = p_i \\ T(p_{i+1})RT(p_i) = p_{i+1}Rp_i \end{cases} \quad (i=0,1,\dots,n) \quad (1)$$

即在接收端接收到的分组序列与发送端发送的分组序列在内容上保持一致,同时分组间关系也要保持一致。在实际应用中,主要关心两种分组间关系:一种是分组顺序关系,另一种是分组时间关系。本文将重点讨论分组时间关系。所谓分组时间关系是指同一分组流的分组之间在时间关系方面所存在的联系与性质。分组时间关系是通信实体在分组产生时就已经确定的由分组产生的时间间隔所决定的一种分组同步关系。网络能保持分组时间关系,是指一个分组序列经过网络传递后,接收端收到的分组序列与发送端发送的分组序列的时间关系完全一致。

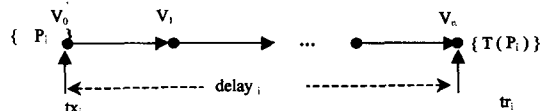


图 1 分组交换网络的分组传输

收稿日期:2008-11-06 返修日期:2009-02-11 本文受十一五国家 973 重点基础研究发展计划项目(No. 2007CB307102),国家自然科学基金项目(No. 60572042)资助。

刘文波(1968—),男,博士生,副教授,主要研究方向为下一代网络体系架构,E-mail:lwbo@mail.ndsc.com.cn;郭云飞(1963—),男,教授,博士生导师,主要研究方向为信息网络与交换;兰巨龙(1962—),男,教授,博士生导师,主要研究方向为宽带信息网络;马海龙(1980—),男,博士生,讲师,主要研究方向为域间路由协议。

根据 IETF 对 QoS 的定义,可以看出分组时间关系与网络 QoS 的保证有着密切的联系。如图 1 所示,设 p_i 表示一个分组流 $\{p_i\}$ 的第 i 个分组, p_i 进入网络的时间为 tx_i , 传出网络的时间是 tr_i , 网络传递时延是 $delay_i$, 则 $tr_i = tx_i + delay_i$ 。对于下一个分组 P_{i+1} 来说,接收 P_{i+1} 与 p_i 的时间间隔为

$$tr_{i+1} - tr_i = (tx_{i+1} + delay_{i+1}) - (tx_i + delay_i) \quad (2)$$

根据式(2),如果 $tr_{i+1} - tr_i = tx_{i+1} - tx_i$, 则有 $delay_{i+1} = delay_i$; 反之,如果 $delay_{i+1} = delay_i$, 则有 $tr_{i+1} - tr_i = tx_{i+1} - tx_i$ 。因此,一个分组流中的分组序列在网络的传递过程中,保持分组时间关系不变与保持分组时延不变具有相同的作用。此外,设分组 p_i 的包长为 l_i , 产生时带宽为 b_i , 对于任意转发点 v , 转发 p_i 的带宽为 $b_{v,i}$ 。转发 p_i 时,若要保证与 p_{i+1} 的时间关系,则要求 $\frac{l}{b_{v,i}} \leq \frac{l}{b_i}$, 即 $b_i \leq b_{v,i}$ 。因此,若保证一个流的分组时间关系不变,则网络中各个转发点为该流各个分组提供的转发带宽不小于该分组在源处产生该分组时的带宽。类似地,分组流中分组时间关系的一致与否也决定了 QoS 定义中丢包率和抖动这两个参量的度量。所以,网络中对于分组时间关系的定义、维持与保证是网络 QoS 保证问题的关键。以下将从网络体系结构角度对时间关系进行深入分析。

3 IP 网的体系结构及服务提供能力

网络体系结构(Network Architecture)就是指在构建网络时基于基础性应用目标而制定的一组基本设计原则,是网络各种具体实现的理论基础和依据^[2,5,6]。互联网是基于 IP 的网络,互联网的体系结构也称为 IP 网络的体系结构。IP 网络的体系结构则是基于 8 个基本目标而设立的 3 个基本设计原则,分别是无连接原则、数据报原则、端到端原则^[5,6]。现有 IP 网络的体系结构决定了在各种网络实现中,传递各类应用在分组之前,不需要建立网络连接,每个网络节点上都能为到达的分组找到并能将分组转发到去往目的地的下一节点,一直到目的地为止;在节点转发分组的过程中,以数据报的形式尽力而为转发分组,不要求网络实现中任何节点为任何应用保留状态,更没有要求节点在转发过程中保证某一分组流中的分组关系。分组关系的指定与恢复是网络两端通信实体之间的事情。例如,对于一个流中的分组顺序或时间关系,如果应用需要,则发送端在分组中添加特定字段进行指定,在接收端采用增加缓存、滞后重放和特定的恢复算法依照分组中携带的关系指定进行识别和恢复,IP 网络的体系结构不要求网络交换节点识别或处理分组中携带的关系指定。

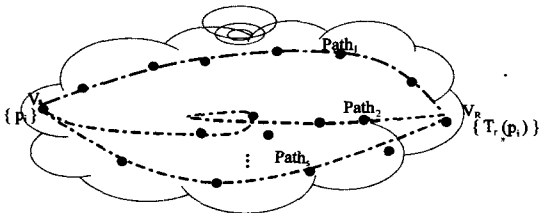


图 2 IP 网络及其分组传递过程

如图 2 所示,根据 IP 网络的体系结构,一个流的不同分组可能经不同的路径进行传递。若 p_i 的传递路径用 $path_i$ 表示,转发节点 v 的转发时间用 T_v 表示,则 p_i 从进入网络到转出网络的时延 $delay_i$ 可表示为

$$delay_i = \sum_{v \in path_i} T_v + \text{线路传播时延} \quad (3)$$

由于线路传播时延在分组的传递时延中所占比例极小,而且对不同分组的影响几乎相同,因此本文在分析分组的时延组成时对线路传播时延忽略不计。本文将式(3)简略为

$$delay_i = \sum_{v \in path_i} T_v \quad (4)$$

由式(4)可知,在 IP 网络中,分组的网络传递时延是由分组传递的路径及路径上转发节点的转发时延决定的,不同分组经不同路径传递后,其网络传输时延无法通过特定机制保证一致。由式(2)可知,分组流中的分组时间关系也难以保持一致。由于 IP 网络的体系结构中没有支持同一分组流的分组沿相同路径传递的设计原则,因此现有 IP 网络难以维持一个分组流中的时间关系。

按对时间关系的敏感程度来分,网络应用可大致分为时间关系敏感的应用和时间关系不敏感的应用。对于时间关系不敏感的应用,数据完整性是基本要求,其次要求尽可能快地进行分组传输,例如网页访问和文件传输等。对于时间关系敏感的应用,分组必须在确定的时间内到达,否则就无法实现应用所要求的服务。实时性是基本要求,对数据的完整性要求相对不高,例如电视、广播、音乐等单向流媒体业务和电话、交互式视频等交互式通信业务。在 IP 网络的体系结构下,对于时间关系不敏感的应用,IP 网络能够完全适应,且具有鲁棒性的优点;对于单向流媒体业务,通过采用扩大缓存、滞后重放的策略进行时间关系恢复,IP 网络也能基本适应;但是对于交互式通信业务,分组传输的路径和分组在节点的交换时延不确定,因此不能保证业务的服务质量。故从 QoS 保证角度来看,IP 网络目前无法对这类业务提供具有服务质量保证的服务,特别是在网络负载大而出现拥塞时,无法保证已经开始的交互式通信业务的服务质量。而造成这种不足的根源是 IP 网络在体系结构上存在着缺陷。

4 互联网体系结构对 QoS 保证能力的影响

为解决 IP 网络的 QoS 问题,IETF 提出了两种 QoS 服务体系: IntServ^[1] 和 DiffServ^[7]。由于这两种服务体系都在一定程度上违背了现有 IP 网络体系结构中的设计原则,因此两种服务体系都没有在因特网上得到推广应用^[8,9]。IntServ 的主要设计思想是,试图通过事先为一个分组流建立一致传递路径的方法来为时间敏感的应用提供端到端时延有保证的服务; DiffServ 的主要设计思想是,试图采用一种相对优先级机制,为具有不同优先级的用户提供其所需要的服务。实质上, IntServ 和 DiffServ 都无法通过保持原 IP 网络的体系结构、在原 IP 网络的基础上通过叠加网(Overlay)的方式进行实现。现有 IP 网络在体系结构上既没有对传递路径的建立与维护提供支持,也没有对交换节点处理分组的绝对时间和相对等级给出区分和保证,所以 IntServ 和 DiffServ 都无法得到所有网络实现的支持。而在现有 IP 网络体系结构基础上添加 IntServ 和 DiffServ 服务体系,在各种具体实现时势必违背现有 IP 网络体系结构中的主要设计原则,必将使支持 IntServ 和 DiffServ 的网络实现极端复杂,严重破坏网络的一致性和可扩展性。

事实上, IntServ 的思想也是出于对时间敏感类应用的分组流提供一致的传递路径的考虑,但是并没有考虑传递路径上各交换节点的时延不确定性,因此即使保证了同一应用的

分组流沿同一条传递路径传递,也并不能从根本上保证各个分组端到端时延的确定性,在网络拥塞情况下同样难以保证交互式实时应用的服务质量。DiffServ 的思想是试图在每个交换节点上提供区分分组等级的能力,然后按照分组的优先级来区别对待产生竞争的分组。高级别用户的分组在交换节点上具有相对较小的转发时延,但是在互联网中同一个应用的分组可能沿不同的路径传递,因此也无法保证交互式实时应用端到端时延的确定性。所以,即使建立了 IntSrv 和 Diff-Srv 服务体系,也并不能从根本上解决交互式实时应用的服务质量保证问题。

5 具有 QoS 保证能力的分组网络体系结构

有 QoS 保证能力的分组网络的目标是:在满足现有 IP 网络各种应用的基础上,弥补 IP 网络的不足,提供个性化、多样化的服务。具体而言,相对目前 IP 网络,有 QoS 保证能力的分组网络能够对时间关系有不同敏感程度的各类应用提供支持,即既能够为时间关系不敏感的应用提供区分等级的服务,又能够为各类时间关系敏感的应用提供时间关系保证的服务。

根据 IP 网络的成功经验,有 QoS 保证能力分组网络的体系结构应包含 IP 网络体系结构的基本内容,同时要着重考虑如何能够为时间关系敏感的应用提供体系结构上的支撑。根据式(4),由于分组网络时延的组成是由其转发路径上各个转发节点转发时延之和,因此影响分组传输确定性的因素主要有两个:一个是传递路径,另一个是转发节点。现有 IP 网络体系结构中的设计原则无法对这两个因素的确定性提供结构上的保证,因此有 QoS 保证能力的分组网络体系结构的设计应从分析这两个决定分组时间关系的要素出发,设立基础性的网络设计原则,为一体化网络的各种实现提供结构上的指导原则。

5.1 分组同步同路原则

分组在网络中的传递路径对分组传输时延具有重要影响。若两个分组分别沿不同路径传递,将无法通过有效的控制机制来保证两个分组在网络中的时间关系。所以,满足时间关系敏感类应用 QoS 要求的一个前提是:在传输一个分组流的过程中应该使用同一个传输路径。因此,一体化网络需要对 IP 网的设计原则加以扩充,增加一个能够支持同一分组流的分组沿相同路由传递的设计原则,本文称之为分组同步同路原则。

分组同步同路原则要求:为满足时间关系敏感类应用的要求,同一分组流在穿越网络的过程中应选取相同的传输路径。实质上,这条设计原则是对无连接原则的补充,是对端到端原则的调和。依据这条设计原则,在网络具体实现时,要求网络要具有为时间敏感类的应用建立一条分组传递路径的能力,以保证同一分组流中的分组沿一条路径传递,以弥补依据无连接原则和数据报原则的不足,同时弱化端到端原则的设计要求,为网络对普适服务提供一种结构化的支持。

5.2 分组限时调度原则

依据 IP 网络的体系设计原则,在一个分组交换节点中,来自不同源的分组竞争同一个目的端口的事件必然会出现。一般情况下,对于分别来自输入端口 i 和 j 的两分组 p_k^i 和 p_l^j ,若 p_k^i 分组在 t_1 时刻到达,没有端口竞争时需 δ_1 秒转发完

毕,若 p_l^j 分组在 t_2 时刻到达,没有端口竞争时需 δ_2 秒转发完毕,则若 $[t_1, t_1 + \delta_1] \cap [t_2, t_2 + \delta_2] \neq \emptyset$,则将产生目的端口竞争。根据式(2),一个分组流的分组进行端口竞争时,若竞争失败,则会影响该分组与分组流中其它分组的关系。

在交换节点中,分组到达各输入端口的时间、包长和目的端口是不确定的,所以在式(4)中表示的每个转发节点的转发时间 T_n 是不能事先确定的。即使所有分组沿一个路径传递,也不能保证分组的传输时延相同。本文着重分析以硬件方式实现的网络核心节点进行分组交换的基本过程及时延的组成。如图 3 所示,分组到达一个端口以后,首先要进行接收包头、接收包负载、查端口、竞争端口等几方面的工作。其中,接收包负载与查端口、竞争端口通过硬件方式实现,可以并行工作。而竞争端口时,只有胜出者才能进行分组发送。否则,要进行缓存,等待下一次竞争,一直等待到胜出才能发送分组。分组在核心节点的处理时延主要有两部分:一部分是收发时延,一部分是查表与竞争时延。其中,

$$\text{收发时延} = T_n + T_{sr} = \frac{\text{头长} + \text{包长}}{\text{端口速率}} \quad (5)$$

$$\text{查表与竞争时延} = T_{hp} + T_{ps} \quad (6)$$

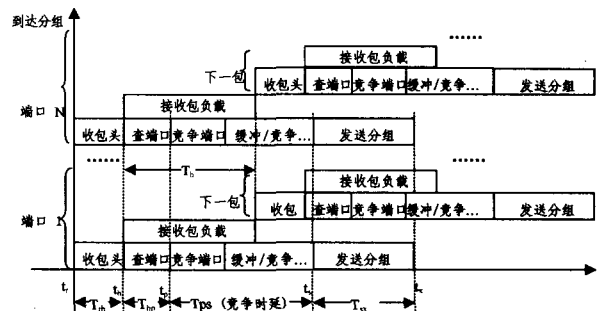


图3 网络核心节点处理分组交换的基本过程

由于收发时延 = $\frac{\text{头长} + \text{包长}}{\text{端口速率}}$, 因此在一个节点上,收发

时延是由分组的包长和头长决定的。所以,即使在同一条传递路径上,同一个流中分组长度变化将对流中分组时间关系的不确定产生影响。因此,从体系结构角度分析,在时间关系敏感的应用中,为保持同一流中分组时间关系的确定性,在制定网络传输协议时要注意使网络分组的长度相等。

另外,为保证时间关系敏感应用的要求,在同步同路原则保证下,流的传递路径可以在传输前建立,因此在沿路的各交换节点上对于该流的转发端口也可以在建立路径时就加以确定。所以,在为时间关系敏感的分组流建立路径时,沿路各个节点应该同时确定该分组流在节点的转发端口。这将有两方面收益:一方面是能够为交换时的端口竞争提供更充裕的竞争时间,另一方面是有助于免除路由表的变化对传递路径产生影响。

在交换节点中存在端口竞争与竞争时延,是分组交换与电路交换的根本区别,也是交换节点中分组转发时延不能确定的主要原因。因此,对于时间敏感类的应用而言,依据分组流时间关系约束进行调度控制,是弥补尽力而为交换传递方式的关键。若要满足分组流时间关系的约束,转发点拥有的竞争时间上界 C_s 为

$$C_s = \max\{(C_{i+1} - T_n - T_{hp} - T_{sr}), (T_{hl} - T_{hp})\} \quad (7)$$

(下转第 100 页)

可伪造。因此,在标准模型中证明 Schnorr 签名方案是一个公开问题。

参考文献

- [1] Diffie W, Hellman M. New directions in cryptography[J]. IEEE Transactions on Information Theory, 1976, 22(6): 644-654
- [2] Rivest R L, Shamir A, Adleman L M. A method for obtaining digital signatures and public-key cryptosystems[J]. Communications of the ACM, 1978, 21(2): 120-126
- [3] Goldwasser S, Micali S, Rivest R. A digital signature scheme secure against adaptive chosen message attacks[J]. SIAM Journal on Computing, 1988, 17(2): 281-308
- [4] Bellare B, Rogaway P. Random oracles are practical: A paradigm for designing efficient protocols[A]// 1st ACM Conference on Computer and Communications Security[C]. ACM Press, 1993: 62-73
- [5] Bellare B, Rogaway P. The exact security of digital signatures: How to sign with RSA and Rabin [A]// Advances in Cryptology-EUROCRYPT'96[C]. LNCS 1070. Berlin: Springer-Verlag, 1996: 399-416
- [6] Zhu H. New digital signature scheme attaining immunity against

adaptive chosen message attack[J]. Chinese Journal of Electronics, 2001, 10(4): 484-486

- [7] Camenisch J, Lysyanskaya A. A signature scheme with efficient protocols[A]// Security in Communication Networks (SCN 2002) [C]. LNCS 2676. Berlin: Springer-Verlag, 2002: 268-289
- [8] Fischlin M. The Cramer - Shoup strong - RSA signature scheme revisited[A]// Desmedt Y G, ed. Public Key Cryptography-PKC 2003[C]. LNCS 2567. Berlin: Springer-Verlag, 2003: 116-129
- [9] Schnorr C P. Efficient identification and signatures for smart cards[A]// Advances in Cryptology-CRYPTO '89[C]. LNCS 435. Berlin: Springer-Verlag, 1990: 239-252
- [10] Schnorr C P. Efficient signature generation by smart cards[J]. Journal of Cryptology, 1991, 4: 161-174
- [11] Pointcheval D, Stern J. Security arguments for digital signatures and blind signatures[J]. Journal of Cryptology, 2000, 13: 361-396
- [12] 刘景美, 王新梅. Schnorr 签名方案的一种攻击[J]. 计算机科学, 2006, 33(7): 141-142
- [13] 邓从政. Schnorr 签名方案的两种伪签名算法及其安全性分析[J]. 中原工学院学报, 2007, 18(5): 45-47

(上接第 88 页)

其中, C_{i+1} 是一个流中两个分组 p_i 与 p_{i+1} 之间的时间间隔, T_w 是节点接收分组负载所用的时间, 其它变量如图 3 所示。因此, 在交换节点上, 为了弥补尽力而为交换方式的不足, 该竞争时间的上界应成为交换结构分组交换调度的一个重要决策依据。从式(7)中可以看出, C_i 是由分组流中分组间的时间间隔和交换节点的处理能力决定的, 其中交换节点中决定分组竞争时间的有关性能参量值可在交换节点本地获取。因此, 我们认为, 在具有提供时间敏感类应用的分组交换网络中, 时间敏感类应用的分组应携带分组流时间关系的表示信息, 即分组时间间隔信息, 用作网络节点分组转发的完成时间约束。

通过以上分析, 根据时间关系对节点竞争时间和转发带宽的约束, 若满足时间关系敏感类应用的要求, 分组传输路径上的各节点要有依据分组流时间关系的约束进行调度转发的能力。因此, 一体化网络的设计原则需进一步扩充, 这个扩充原则这里称为节点按时调度原则。

节点按时调度原则要求: 对时间敏感的应用而言, 各个交换节点应该尽可能地按分组时间关系的约束进行交换转发, 而不只是尽力而为。

结束语 虽然互联网得到了快速的发展和广泛的应用, 能够满足多种应用的要求, 但是还无法对交互式实时业务提供保证服务质量的支持。通过深入分析发现, 现有互联网在体系结构上存在缺陷, 这种体系结构上的不足通过附加新的服务体系是无法弥补的。为构建更为理想的网络, 应在体系结构上对互联网进行完善和必要的扩充, 融入新的设计原则。依据新的网络体系结构来进行的网络实现将具有结构上的一致性。虽然相对于现有互联网的各种实现会增加一定的复杂性, 但这是为满足当前及未来网络个性化、多样化网络应用的需求必须做出的改进。本文从体系结构角度, 深入分析了做出这种改进的必要性, 并提出了扩展体系结构的具体网络设计原则。

作为理论探索, 一体化网络研究应充分总结现有互联网的缺陷, 从网络体系结构这一根本上来探讨互联网无法保证交互式实时应用服务质量的原因, 构建更为理想化的网络体系结构。根据本文的论证, 一体化网络应在互联网体系结构的基础上融入分组同步同路和分组限时调度两个新的设计原则, 以便能在体系结构上继续保持互联网的现有各种优点, 同时能根据应用的需要对建立分组传递路径和限定分组节点转发时延提供结构性支撑。据此, 依据一体化网络体系结构设计实现的分组网络将能在满足现有网络应用的同时, 还能从根本上解决交互式实时应用的服务质量保证问题。

参考文献

- [1] Braden R, Clark D, Shenker S. Integrated Services in the Internet Architecture: an Overview[OL]. <http://www.ietf.org/rfc/rfc1633.txt>, June 1994
- [2] NICT. New Generation Network Architecture[OL]. <http://akari-project.nict.go.jp/eng/>, October 2007
- [3] 张宏科, 苏伟. 新网络体系基础研究——一体化网络与普适服务[J]. 电子学报, 2007, 35(4): 593-598
- [4] 杨冬, 周华春, 张宏科. 基于一体化网络的普适服务研究[J]. 电子学报, 2007, 35(4): 599-606
- [5] Clark D. The design philosophy of the DARPA Internet protocols[J]. Computer Communication Review, 1988, 18(4): 106-114
- [6] Clark D, et al. NewArch Project: Future-Generation Internet Architecture[OL]. <http://www.isi.edu/newarch/>, December 2003
- [7] Blake S, Black D, et al. An Architecture for Differentiated Services[OL]. <http://www.ietf.org/rfc/rfc2475.txt>, December 1998
- [8] Firoiu V, Le Boudec J Y, Towsley D, et al. Theories and Models for Internet Quality of Service[J]. Proceedings of the IEEE, 2002, 90(9): 1565-1591
- [9] Joung Jinoo, Song Jongtae, Lee Soonseok. Flow-based QoS Management Architectures for the Next Generation Network[J]. ETRI Journal, 2008, 30(2): 238-248