

WLFVC: WLAN 中的分布式公平调度机制

邬海涛, 林 宇, 孙 亮, 程时端

(北京邮电大学交换技术与通信网国家实验室, 北京 100876)

摘 要: 基于前跳虚时钟(LFVC)算法, 本文提出了适用于无线以太网(WLAN)环境的全分布式的调度算法 WLFVC. 该机制可为流在较短时间尺度上按权值分配带宽, 并考虑了无线分组间的碰撞和无线链路误码的补偿策略.

关键词: 分布式调度算法; 无线以太网; 服务质量

中图分类号: TP393.1 **文献标识码:** A **文章编号:** 0372-2112(2002)12A-2071-04

WLFVC: A Distributed Fair Scheduling Scheme for WLAN

WU Hai-lao, LIN Yu, SUN Liang, CHENG Shi-duan

(National Laboratory, Beijing Univ. of Posts & Telecomm., Beijing 100876, China)

Abstract: Based on LFVC(Leap Forward Virtual Clock), this paper proposes a scheme named WLFVC, which is a fully distributed wireless scheduling scheme for WLAN(Wireless LAN). This scheme is able to allocate bandwidth to streams proportional to their weights in short time scale. Besides, it takes the compensation for wireless packet collisions and wireless link error into consideration.

Key words: distributed scheduling algorithm; WLAN; QoS

1 引言

WLAN 所能提供的接入速率从 1Mbps 到几十兆. IEEE 为 WLAN 制订了相应的国际标准 802.11^[1,2], 该标准包括了从物理层(PHY)到媒体接入控制(MAC)的详细规范, MAC 层标准包括了基本的媒体接入协议 DCF(分布式协调功能)和可选的 PCF(点协调功能).

在 802.11 中, DCF 是用于支持尽力而为的数据传输的基本接入方式. 标准中规定, DCF 必须被一个 BSS(基本业务集合)中的所有的站点支持. DCF 协议的工作方式是基于 CSMA/CA(载波监听多址接入/拥塞避免). 作为可选工作方式的 PCF 是基于轮询方式的协议, 该方式为实时业务提供了无冲突的接入方式.

在 DCF 的分组传输中有两种技术. 缺省的方式是两次握手的基本接入方式. 在该方式下, 当目的站点正确的接收到了数据帧以后, 就向源站点发送一个 MAC ACK 帧表示确认. 如果源站点未收到这个 ACK 帧, 则假定目的站点没有正确的接收到数据帧并进行有限次的重传. 另一种方式是四次握手的方式, 采用了 RTS/CTS(request-to-send/clear-to-send)技术为数据传输预留信道. 引入该方式是为了减少隐藏终端所带来的性能劣化, 缺点是对小分组带来了很大的开销.

随着无线通信技术的成熟, 人们期望在无线环线下提供服务质量(QoS)的保证. 一个用户可能有许多不同的 QoS 要求, 比如带宽保证, 时延门限和抖动门限, 而其中带宽分配可能是最基本的要求. 对共享链路下公平的分配带宽, 有一系列的分组公平排队(PFQ)算法^[3,4], 所有的 PFQ 算法皆基于: 1) 系统维持一个全局函数 $P(t)$, 称为系统虚时间函数, 用以记

录调度器已提供的服务量; 调度器利用系统虚时间函数为系统中的每个分组计算其相应时间标签(式(1)); 2) 按分组选择策略来选择下一个将被服务的服务.

$$\begin{cases} S_i^k = \max(F_i^{k-1}, P(a_i^k)) \\ F_i^k = S_i^k + L_i^k/r_i \end{cases} \quad (1)$$

式(1)中: P_i^k 表示连接(或会话) i 的第 k 个分组; a_i^k 表示 p_i^k 的到达时间; S_i^k 表示 p_i^k 的服务开始时间标签; F_i^k 表示 p_i^k 的服务结束时间标签; L_i^k 表示 p_i^k 的分组长度; r_i 表示连接 i 的预约速率; $P(t)$ 表示在 t 时刻的系统虚时间函数值. 不同的系统虚时间函数是不同的调度算法的一个重要特征.

在 WLAN 中, 由于缺少集中调度时的队列情况的准确信息, 以及分组间的碰撞和无线链路误码, 使得问题更为复杂. IEEE 802.11 的 DCF 无法提供好的公平性保证, 尤其是在短时间尺度上^[5]. 实际上, 即使是在长时间尺度上, DCF 的竞争机制仍然是针对不同的站点的, 而现有的 QoS 体系更关心的是某个连接或流所能获得的 QoS. 这里用流来替代从一个特定的发送站点到一个特定的接收站点间的属于某个应用的一系列分组.

本文提出一个全分布式的调度机制, 能在 WLAN 这样有传输差错和碰撞的环境中提供短时间尺度下的公平性. 文献[6]中也提出了一个分布式的调度算法, 但没有考虑无线链路误码的影响; 文献[7]将区分服务机制引入 WLAN 环境, 但短时间尺度的性能无法保证; 文献[8]考虑了无线链路差错的影响, 但算法只适用于集中式的调度环境. 本文的机制结合了上述算法中的优点.

本文的机制是 LFVC^[9]算法在无线环境下的分布式实现,

因此称之为 WLFVC. 该算法继承了 LFVC 算法的良好的短期公平性的特征, 因此可以获得更好的时延和抖动性能. 并且, 不同特性的流之间的公平性也可以得到保证, WLFVC 也对无线链路下的丢包和分组碰撞的补偿进行了考虑. 该机制按全分布方式工作并且可以和只支持 DCF 的站点共存.

本文的主要内容安排如下: 第二章简单介绍 LFVC 机制; 第三章提出了 WLFVC 机制; 第四章通过仿真验证了 WLFVC 的性能; 第五章对本文进行了总结.

2 前跳虚时钟(LFVC)

本文提出的 WLFVC 算法是 LFVC^[9] 算法在无线广播环境中的分布式实现. 这里, 将简单介绍 LFVC 算法, 该算法提出时是针对集中式调度的环境, 因此调度器有所有流的准确信息. 在 LFVC 中有两个虚拟队列, 队列 L 和队列 H ; 其中 H 是优先级队列, 该队列中是所有活动的并且得到的服务量没有超出公平服务定额的流的队首分组; 而队列 L 中是超出公平服务定额的流的队首分组. 如果一个流得到的服务量比分配给它的公平带宽份额要多, 那么这个流被称为超支的流.

一个流会在 H 和 L 间转移, 这取决于它的时间标签和系统虚时间. 如果一个流 f 在队列 L 中并且分组 p 是该流的队首分组, 那么如果下式满足, p 将保持在队列 L 中

$$F_f^h - P(t) \geq \Delta_f \tag{2}$$

这里 F_f^h 是流 f 的队首分组的完成时间标签, 并且 $\Delta_f = l_f^{max} / r_f$, 其中 l_f^{max} 是流 f 中的分组的最大长度, 而 r_f 是流 f 的保证带宽. 另外定义参量 $\tau = M/B$, 其中 M 是系统中所有流的最大分组长度, B 是系统的带宽.

LFVC 的工作流程可以用以下伪码描述^[9]:

- On arrival of packet p_i^k at the head of the queue, the packet is stamped

$$\begin{cases} S_i^k = \max(F_i^{k-1}, P(t)) \\ F_i^k = S_i^k + L_i^k / r_i \end{cases}$$
- If $F_i^k \leq P(t) + \Delta_i + \tau$ then Insert(H, p_i^k, F_i^k) Else Insert(L, p_i^k, S_i^k)
- If the server is idle and there is a packet in the system then $k_{min} = MinKey(L)$, and let f be stream corresponding to the key k_{min} . If H is empty, then leap forward $p(t) = \max(P(t), k_{min})$. While($k_{min} < P(t) + \tau$)
 - $p_f = ExtractMin(L)$;
 - Inset($H, p_f, T(p_f)$);
 - $k_{min} = MinKey(L)$;
 - (* $T(p_f)$ is the finish timestamp of p_f^*)
- EndWhile
- $p_f = ExtractMin(H)$;
- Start service
- $P(t)$ increases with real time at the same ratio

在 LFVC 中, 实际时间的流逝只是发生在分组传输的时候. 过程 Insert(A, p, x) 将 x 插入到队列 A 中, 注意 LFVC 是工作保持的服务机制. 文献 [9] 证明 LFVC 具有如下性能: 1) LFVC 将链路的输出带宽平均的分配给竞争的流, 前跳过程防

止了服务量在不活动的流上的累积; 2) 如果流的的发送速率不超过流的保证带宽, 那么该流只经历很小的时延; 3) LFVC 不会造成输出突发.

3 无线前跳虚时钟(WLFVC)

WLFVC 算法是基于 IEEE 802.11 DCF^[11], LFVC^[9] 和 BB (Black Burst)^[10] 竞争机制的结合, 具有如下特点: (1) WLFVC 继承了 LFVC 选择发送最小完成时间标签的分组, 以及 LFVC 所特有的通过前跳机制更新系统虚时间的思想; (2) 采用了分布式的策略来确定最小虚时间标签的分组, 该策略是基于对 BB 竞争的扩展, 根本思想是选择 BB 长度和完成时间标签成反比; (3) 分组发送的握手过程采用了 IEEE 802.11 DCF 的方式; (4) 补偿分组传输误码和分组间碰撞对公平性的影响.

下面介绍 WLFVC 算法, 与文献 [5] 的假设相同, 本文的讨论和仿真也假定某个节点的分组属于同一个流. 当一个节点有多个流时, 本文的算法可以做类似于文献 [5] 的扩展.

在 IEEE 802.11 标准中, 一个 BSS (基本服务集合) 中的所有站点的时钟用时间同步功能 (TSF) 来保持一致. 该时钟值在 WLFVC 中用作系统虚时间, 随着实际时间的变化而更新. 本文采用了一个等效方式来实现 LFVC 中的时钟前跳功能, 这样时钟前跳时就不用修改系统时钟.

在 LFVC 中有两个虚队列 H 和 L , 而在 WLFVC 中, 有三个虚队列 H, E 和 L , 其中队列 H 的优先级最高而队列 L 的优先级最低. 与 LFVC 相同, 队列 H 和 L 中的流分别为没有超支和超支的流; 队列 E 中的流则是经历了传输误码或是分组碰撞, 等待补偿的流. 因此, 在 H 中的流具有最高的优先级并根据完成时间标签决定发送顺序. 队列 E 的优先级高于 L , 因此对传输发生错误的流补偿的优先级高于超支的流. 如果系统中有剩余带宽, 将优先用于对 E 中流的补偿. 只有当 H 和 E 中都没有分组时, 才可能出现虚时间的前跳.

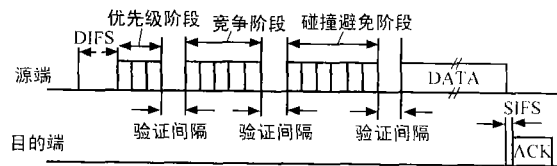


图 1 WLFVC 中的信道接入

WLFVC 的信道接入过程如图 1 所示. 在一个 WLFVC 的站点发送数据分组之前, 它必须确定信道已被它所占用. 在 LFVC 中, 调度器会选出队列 H 中最小的完成时间标签, 而在 WLFVC 中, 选择最小时间标签的过程必须通过分布式的方法实现. 图 1 中, 信道接入的过程分为三个阶段, 只有前一个阶段竞争成功的站点才允许进入下一个阶段. 每个阶段中的竞争是通过发送 BB 能量信号来实现的, 发送最长 BB 的站点将竞争成功. 一个 BB 信号没有有用的 (可解码) 信息, 并且将持续 x 个时隙 (slot), 其中 x 是一个整数.

在 WLFVC 中, 当站点观测到信道的空闲时间为 DIFS 后开始竞争接入信道. 在第一阶段 (优先级阶段), 优先级由数据分组所在的虚队列决定. 队列 H 中的分组的优先级最高, L 的最低. 本阶段的目的是为了保证虚队列的优先级. H 中的流

发送的 BB 的长度为 3 个时隙, E 中的为 2 个, L 中的为 1 个。在发送完 BB 后, 每个站点都监听信道一个验证间隔的时间; 如果站点检测到信道空闲, 则该站点允许进入下一个阶段, 否则该站点就退出竞争过程, 并等待新的竞争过程重新接入。

第二个阶段为竞争阶段, 该阶段紧接着优先级阶段并且由至多为 m 个时隙长。一个站点要发送的 BB 长度由数据帧的时间标签决定。对竞争成功的确定方法同上。第三个阶段为冲突避免阶段, 长度至多为 n 个时隙。一个站点发送的 BB 长度为 x 个时隙长, x 为 $[1, n]$ 均匀分布的整数值。

在冲突避免阶段竞争成功的站点按 IEEE 802.11 DCF 定义的方式发送数据帧, 当然该站点也可采用 RTS/CTS 握手方式。在 WLFVC, 一个 BSS 中的所有站点都使用由 TSF 所提供的系统时钟来维护虚时间 $v_i(t)$ 。注意通过 TSF, 所有站点所维持的 $v_i(t)$ 是相同的, 即 $v_i(t) = p(t)$, $\forall i$ 。并且, $v_i(0) = 0$ 。

WLFVC 的工作流程可以用以下伪码描述:

- Each transmitted is tagged with $PktState$ and $TimeShift$;
- On arrival of packet p_i^k at the head of the queue, the packet is stamped

$$\begin{cases} S_i^k = \max(F_i^{k-1}, P(t)) \\ F_i^k = S_i^k + L_i^k/r_i \end{cases}$$
- If $F_i^k \leq P(t) + \Delta_i + \tau$ then $Pktstate \leftarrow 3$;
- Else $PktState \leftarrow 1$; $TimeShift \leftarrow S_i^k - P(t)$;
- When a new channel access cycle starts,
 - IF $PktState = 2$ AND $F_i^k \leq P(t) + \tau$

$$\begin{cases} S_i^k = F_i^k \\ F_i^k = S_i^k + L_i^k/r_i \end{cases}$$
 - $PktState \leftarrow 3$;
 - IF $PktState = 3$ OR $PktState = 1$
 - If $F_i^k \leq P(t) + \Delta_i + \tau$ then $PktState \leftarrow 3$;
 - Else $PktState \leftarrow 1$; $TimeShift \leftarrow S_i^k - P(t)$;
 - IF $PktState > 1$ set bb_2 inversely proportional to $(F_i^k - P(t))$ in the range $[1, m]$;
 - Else set bb_2 inversely proportional to $(S_i^k - P(t))$ in the range $[1, m]$;
- In the priority phase, a STA transmits BB whose length is $PktState * slot$;
- If the STA goes into contention phase, it transmits BB whose length is $bb_2 * slot$;
- If the STA goes into CA phase, it transmits BB whose length is $x * slot$, where x is uniformly distributed between $[1, n]$;
- After transmit a data packet
 - If $PktState$ of the transmitted packet equals to 1
 - Leap Forward, both F_i^k and S_i^k minus $TimeShift$ tagged on the transmitted packet
- After received a data packet
 - If $PktState$ of the received packet equals to 1
 - Leap Forward, both F_i^k and S_i^k minus $TimeShift$ tagged on the received packet
- If ACK is not received after the data transmission, Then $PktState \leftarrow$

2

- Packet will be discarded after limited retry number as defined in 802.11 DCF

综上, 本文的 WLFVC 算法将 LFVC 算法实现在分布式的无线环境中, 虚时间标签的计算是为了保证更好的时延和时延抖动性能。借助 802.11 中定义的 TSF 实现了同步的系统时间, LFVC 中时钟前跳机制在本文的 WLFVC 中则采用了把时间标签减去相应值 (即伪码中的 $TimeShift$) 的等效算法来实现。通过 BB 竞争的方式, 可以选出当前优先级最高的并且时延标签最小的分组, 并且通过碰撞避免阶段进一步降低分组间碰撞的概率。并且, WLFVC 对传输发生错误和竞争时出现碰撞分组通过可能的剩余带宽进行补偿 (通过虚队列 E 的优先级高于 L 保证), 补偿的顺序由分组的标签决定。

4 仿真结果和分析

本文使用的仿真工具是由伯克利大学开发的 NS2。NS2 中有对 IEEE 802.11 DCF 的实现模块, 我们在 NS2 下实现了 WLFVC 算法。本文中仿真所使用的参数与文献 [2] 中给出的 DSSS 的参数相同, m 和 n 分别取 16。

在仿真中的 WLAN 中有 nn 个结点, 序号分别为 0 到 $nn-1$, 流 i 从结点 i 流向 $i+1$ (其中 i 为偶数), 所以一个场景中有 $nn/2$ 个流。由于在 LFVC 中, 系统的预留带宽不能超出实际带宽, 因此仿真中设定的总预留带宽小于系统的有效带宽。本文采用公平性指数来表示流 f 的平均有效吞吐量 (goodput), 而 r_f 则表示流 f 的预留带宽 (权值)。流数目为 n 并且有 $n = nn/2$ 。

$$fairness\ index = \left(\sum_{i=1}^n G_i/r_i \right)^2 / \left(n \sum_{i=1}^n (G_i/r_i)^2 \right) \quad (3)$$

公平性指数用于比较长期的公平性。然而, 短期公平性也很重要, 对流的时延和时延抖动有很大的影响。本文通过比较时延和抖动特性的方法来评估短期公平性。

4.1 无误码环境的仿真结果

图 2 为各个算法的平均有效吞吐量性能。当流的数目很少时, DCF 有最高的吞吐量。由于采用了 BB 方式接入信道, WLFVC 所获得的吞吐量要小于 DCF。随着流数目的增大, DCF 方式和 RTS/CTS 方式下的吞吐量劣化的很快, 这是由于碰撞概率的增大造成的; WLFVC 下的吞吐量性能则更加稳定。并且, 从图 3 中可以看到, WLFVC 所取得的长期公平性非常接近 1, 而 DCF 方式和 RTS/CTS 方式下的长期公平性则随着流数目的增多而劣化。

从图 4 中可以看到这些算法的平均时延很接近, 只有 RTS/CTS 方式在流数目较大时平均时延稍大于另两种算法。但是, 只有保证好的短期公平性, 才能获得较好的抖动性能, 从图 5 可以看到, WLFVC 的抖动较之另两种算法要小得多。

为了更加准确的比较三种算法的时延特性, 我们将比较三种算法下时延和时延抖动的补充累积分布 (CCD)^[2]。选择该性能对时延进行比较, 是因为判断时延特性时通常采用评价概率 $P\{X > x\}$ 的方法。如图 6 所示, DCF 和 RTS/CTS 方式下的时延分布在一个较大的范围内, 而 WLFVC 下时延分布则

集中于平均值附近,超过平均值后,概率迅速减小.从图 7 可以看到 MAC 时延抖动的性能比较,WLFVC 较之另两种算法有极好的时延抖动性能.

4.2 误码环境下的仿真结果

以上仿真的环境是信道无误码的结果,实际上无线信道存在着各种干扰.仿真中的误帧率(FER)设定为 5%,选择的传播模型为 NS2 中的 shadowing 传播模型,该模型考虑了无线信道下常见的多径衰退情况.

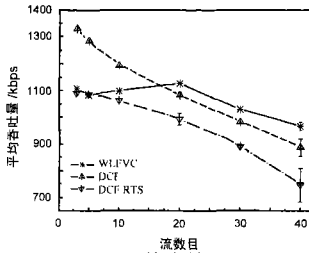


图 2 平均有效吞吐量

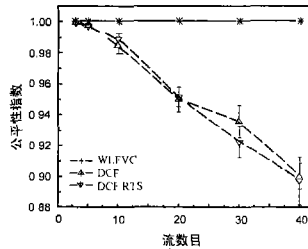


图 3 公平性指数

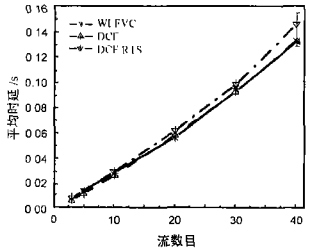


图 4 MAC 层平均时延

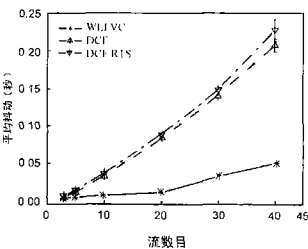


图 5 MAC 层平均抖动

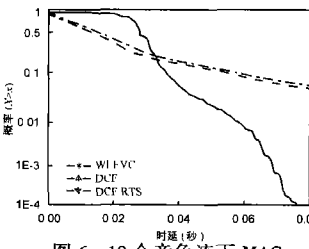


图 6 10 个竞争流下 MAC 层时延 CCD

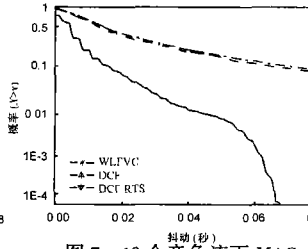


图 7 10 个竞争流下 MAC 层抖动 CCD

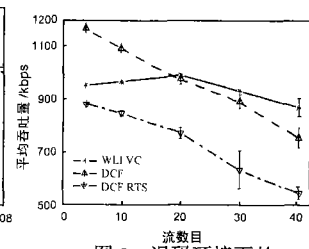


图 8 误码环境下的有效吞吐量

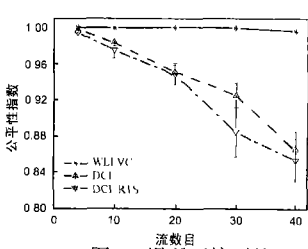


图 9 误码环境下的公平性指数

从图 8 可以看到,误码对 DCF 和 RTS/CTS 的吞吐量性能影响很大,但对 WLFVC 的吞吐量性能影响较小.随着流数目的增大,DCF 和 RTS/CTS 的吞吐量迅速的劣化,而 WLFVC 的吞吐量则较为平稳.比较图 3 和图 9,误码对 DCF 和 RTS/CTS 的公平性影响很大,同无误码情况相比,公平性指数有较大的减小,而 WLFVC 的公平性指数保持接近 1 的水平这是由于 WLFVC 设计时就将对误码和分组碰撞的补偿考虑在内了.介于篇幅,其它仿真结果从略.

5 结束语

本文提出了全分布式的公平调度算法 WLFVC,该算法将 LFVC 的思想扩展到了广播信道的无线环境中(WLAN).该算法借鉴了 IEEE 802.11 DCF 分组传输方式和用 TSF 维护的系统同步时钟、BB 竞争机制、LFVC 的虚时间标签和前跳机制,并且,为了补偿无线信道误码和分组竞争的碰撞影响,WLFVC 进行了补偿.仿真结果表明提出的 WLFVC 算法能保证按权值为不同特征的流分配带宽,提供了良好的短期公平性.

参考文献:

[1] IEEE standard for Wireless LAN Medium Access Control(MAC) and Physical Layer(PHY)specifications[S]. ISO/IEC 8802-11:1999(E), Aug.1999.
 [2] B P Crow, J G Kim. IEEE 802.11 wireless local area networks[J]. IEEE Comm. magazine, 1997, 35(9): 116 - 126.
 [3] A K Parekh, R G Gallager. A generalized processor sharing approach to flow control in integrated service networks; the single-node[J]. IEEE Trans. on Networking, 1993, 1(3): 344 - 357.
 [4] Hui Zhang. Service disciplines for guaranteed performance service in packet-switching networks[J]. IEEE Proceedings, 1995, 83(10): 1374 - 1396.
 [5] V. Bharghavan, et al. MACAW: A media access protocol for wireless

LANs[A]. ACM SIGCOMM[C]. London, 1994: 212 - 225.
 [6] N H Vaidya, P Bahl. Fair scheduling in broadcast environments[R]. Tech. Rep. MSR-TR-99-61, Microsoft Research, Aug. 1999.
 [7] M Barry, A T Campbell, A Veres. Distributed control algorithms for service differentiation in wireless packet networks[A]. IEEE INFOCOM [C]. Anchorage, 2001. 582 - 590.
 [8] T S Ng, I Stoica, and H Zhang. Packet fair queueing: Algorithms for wireless networks with location-dependent errors[A]. INFOCOM[C], San Francisco, 1998. 1103 - 1111.
 [9] S Suri, G Varghese, G Chandranmenon. Leap forward virtual clock: A new fair queueing scheme with guaranteed delays and throughput fairness[A]. IEEE INFOCOM[C]. Kobe, 1997. 557 - 565.
 [10] J L Sobrinho, et al. Quality-of-service in Ad hoc carrier sense multiple access wireless networks[J]. IEEE JSAC, 1999, 17(8): 1353 - 1368.

作者简介:

邬海涛 男, 1976 年 9 月生于江西省南昌市. 北京邮电大学交换技术与通信网国家重点实验室博士研究生. 1998 年毕业于北京邮电大学电信工程工程系. 目前研究方向为宽带网络服务质量, TCP/IP 改进, 区分服务, 流控和拥塞控制, 网络测量, 及无线分组网络性能.

林宇 男, 1976 年 12 月生于福建省浦城县. 北京邮电大学交换技术与通信网国家重点实验室博士研究生. 1998 年毕业于北京邮电大学, 获机械电子工程和电信工程学士学位. 目前研究方向为 Internet 测量和网络行为分析.