

基于 ASSFR 的 DTN 弹性质量自适应模型

刘 振 戚 湧 李千目 韩 荟 张 宏

(南京理工大学计算机科学与技术学院 南京 210094)

摘 要 针对 DTN 中支持时效性和资源敏感型服务的质量保证问题,引入 INSIGNIA 跨层思想和 PBNM 模式,设计出一种分布式服务质量保证系统——DTN 弹性质量自适应原型系统,并针对原型系统,对以往路由协议进行改进,提出自适应种子喷射和焦点路由协议。最后运用 ONE 网络仿真软件对原型系统的性能进行分析和评估。实验结果表明:与 MaxProp 协议和 Epidemic 协议相比,运用弹性质量自适应原型系统,能够降低消息的丢包率、端到端时延和路由开销,提高消息发送的成功率。

关键词 DTN, ASSFR, 弹性质量

中图分类号 TP309.2 **文献标识码** A

DTN Resilience Quality Adaptive Prototype System Based on ASSFR

LIU Zhen QI Yong LI Qian-mu HAN Hui ZHANG Hong

(School of Computer Science and Technology, Nanjing University of Science and Technology, Nanjing 210094, China)

Abstract Taking supporting the timeliness and resources sensitive service quality assurance in DTN as research background, this paper integrated the cross layer ideas of INSIGNIA architecture and intelligent management mode of PBNM architecture to design a distributed quality assurance system – DTN resilience quality adaptive system. What's more, this paper improved previous routing protocol, proposed a new routing protocol, called Adaptive Seed Spray and Focus Routing. Lastly, this paper used ONE network simulation software to analyze and estimate the performance of prototype system. The result indicates that compared with the MaxProp routing protocol and Epidemic routing protocol, the prototype system can reduce the messages lose rate, end-to-end delay, routing overhead, and improve message delivery successful rate.

Keywords DTN, ASSFR, Resilience quality

1 引言

延迟容忍网络(Delay Tolerant Networks, DTN)是一种新型网络结构,旨在解决缺乏持续连接的异构网络中遇到的技术问题,为大量延迟容忍型应用(如星际网络、传感器网络、Ad Hoc 网络等)提供技术支撑。

目前国内外许多机构和学者对 DTN 网络进行了研究,包括 DTN 模型、体系结构、路由协议等,已经取得众多研究成果,但是对 DTN 服务质量保证模型方面的研究相对较少。许多具有时效性的实际应用中,如在大型公园中提供短期气象信息,在校园网中提供电子通告信息,农业生产要求提供精确的数据反馈等,都要求在一定时间内完成数据传送。另一方面,对间歇性连接的 DTN 网络提供必要的服务质量保证可以减少不可预测的延迟。因此,DTN 应用迫切需要一种现有路由协议不具备的能力——提供服务质量保证的路由机制,即能在挑战性的甚至极端的环境下提供可接受服务的方法。为此,本文基于自适应种子喷射焦点路由协议(ASS-

FR),融入 INSIGNIA^[2,3] 跨层设计思想和 PBNM^[4] 智能管理模式,设计一种适用于 DTN 网络中的分布式服务质量模型——DTN 弹性质量自适应原型系统(DTN Resilience Quality Adaptive Prototype System, DTNQoRAPS)。

2 自适应种子喷射焦点路由协议(ASSFR)

ASSR 路由在喷射阶段的主要思想是以尽量快的速度将消息副本扩散出去,如果网络中所有的节点都是等价的,这是一个比较理想的方法,但是在现实环境中,并不是所有的节点都是等价的,比如有些节点在大多时候集中在某个区域移动,就好比学生大多在学校周围活动。如果将消息副本散发给这些节点,又采取直接传送策略时,很明显这些节点到达目的节点的概率将偏小。为此,本文对 ASSR 路由协议进行改进,提出自适应种子喷射焦点协议(Adaptive Seed Spray and Focus Routing, ASSFR),该协议分为两个阶段:喷射阶段和焦点阶段。思路如下:

喷射阶段:在源节点产生 L 个消息副本的同时也产生 K

到稿日期:2012-10-12 返修日期:2013-01-25 本文受国家自然科学基金(60903027, 61272419),航天一院高校创新基金(CALT201102),江苏省自然科学基金(BK2011370),连云港科技攻关项目(CG1124)资助。

刘 振(1987—),男,硕士生,主要研究方向为网络信息安全, E-mail: 397372079@qq.com;戚 湧(1970—),男,教授,主要研究方向为 DTN 网络;李千目(1979—),男,博士后,副研究员,主要研究方向为网络与信息安全;韩 荟(1985—),女,工程师,主要研究方向为 DTN 网络;张 宏(1955—),男,教授,主要研究方向为信息安全。

个种子,对于拥有 m 个种子和 n 个消息副本的任意节点 A ,其中 $K \geq m > 0, L \geq n > 1$,当 A 和 B 在通信范围内时, B 如果不含有该消息的种子和副本, A 将执行如下动作:

① $m > 1$ 时, A 将 $\lfloor m/2 \rfloor$ 个种子交给 B , A 保留 $\lceil m/2 \rceil$ 个种子,节点 A 产生一份消息副本交给 B , B 初始化消息副本数为 $\lfloor n/2 \rfloor$, A 将自己的消息副本数修改为 $\lceil n/2 \rceil$;

② $m = 1, n > 1$ 时,仅当 $U_B(D) > U_A(D)$ 时 ($U_B(D)$ 代表 B 到目的节点 D 的效用值, $U_A(D)$ 代表 A 到目的节点 D 的效用值 $U_A(D)$), A 将一个消息副本交给 B , A 修改自己的消息副本数为 $n-1$ 。

焦点阶段:当节点只剩余 1 个副本时就转换为基于效用的单副本路由策略,并限定转发次数(信令中的 Forward times)。焦点阶段每转发一次,转发次数的值就减 1,当值为 1 时,只能转发给目的节点。

ASSFR 的喷射过程如图 1 所示。

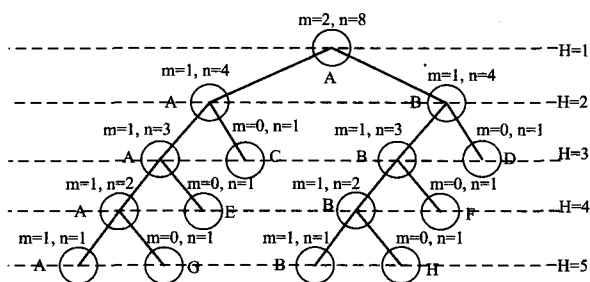


图 1 ASSFR 喷射过程

在图 1 中,只有当 A 的效用值大于 C 、 E 、 G 时, A 才转发副本。同理对于节点 B ,当 B 的效用值大于 D 、 F 、 H 时, B 转发副本。

ASSFR 在喷射阶段部分采用了基于效用的喷射,而在焦点阶段采取了基于效用的单副本路由策略,是喷射等待路由协议和基于效用的单副本路由协议的结合体。相比其他类型的喷射和等待协议,ASSFR 能够在 DTN 网络中取得更佳的消息递交率和更低的平均延迟。

3 DTN 弹性质量自适应系统模型

DTN 弹性质量自适应原型系统(DTN Resilience Quality Adaptive Prototype System,DTNQoRAPS)如图 2 所示,包括 7 大模块:质量协商、策略规范、策略决策、资源评估、质量监督、策略部署和路由实施。

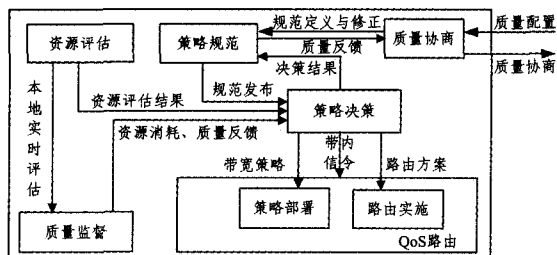
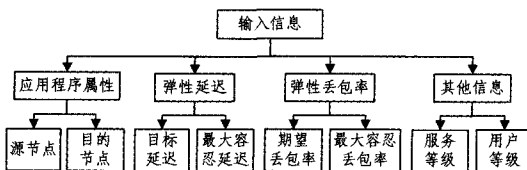


图 2 面向 DTN 的弹性质量自适应系统框架

3.1 质量协商模块

为了能够让用户以简便和直接的方式来定义和调整服务质量请求,本文设计了一个交互式的质量协商模块,通过图形界面,用户可以自定义策略和查询管理先前已定义的策略。质量协商模块是用户和应用程序同系统进行交互的接口,包括下述两方面主要功能。

(1) 自定义策略:质量协商模块允许用户通过图形界面来自定义应用程序的 QoS 约束和应用程序的属性信息,在 DTNQoRAPS 中允许输入的 QoS 约束和应用程序的属性信息如图 3 所示。



质量协商模块将这些 QoS 约束信息和应用程序属性信息交由策略规范模块,策略规范模块用形式化的语言描述这些信息,即制造弹性策略规范,并定义相应的带内信令格式,然后将弹性策略规范发布给策略决策模块。策略决策模块根据资源评估模块提供的资源评估结果和质量监督模块提供的资源消耗和质量反馈信息做出决策,并将服务质量预期结果返回给策略规范模块,之后策略规范模块将结果反馈给质量协商模块,最后用户再根据质量配置的预期结果,对 QoS 约束进行调整。

(2) 查询和管理策略:质量协商模块允许用户和管理员按照条件查询和管理先前已定义的策略。

在输入条件进行查询的时候,既能够获得系统中符合查询条件的有效策略,也能够获得包括过期无效策略的全部策略。通过分析和统计有效策略以及全部策略,用户能够知道当前和历史的网络服务状况,从而更合理地为自己的业务流定义 QoS 约束。另外根据查询结果,管理员能够将过期的策略从系统中删除。

3.2 策略规范模块

策略规范模块是连接质量协商模块和策略决策模块的桥梁,其功能包括 3 部分:

① 接受质量协商模块的 QoS 请求。质量协商模块定义了应用的 QoS 请求和相关信息,策略规范用形式化语言来描述这些信息。

② 策略规范模块将 QoS 请求和 DTN 网络关联的资源条件进行预匹配,制造弹性等级策略规范和带内信令格式和内容,并将策略规范和带内信令格式信息发布给策略决策模块。

例如:在质量协商模块定义的 QoS 请求为:对高级用户从节点 A 到节点 D 的流提供增强型服务,目标延迟为 800s,期望丢包率为 1%,最大容忍丢包率为 5%。策略规范模块用形式化的语言描述如下:

IF

UserType=1 AND SourceNode=A AND DestinationNode=D THEN

ServiceType=Enhance AND HopeDelay=800 AND Hopeloserate=1% AND Maxloserate=5%

按照弹性策略规范定义带内信令格式,如图 4 所示。

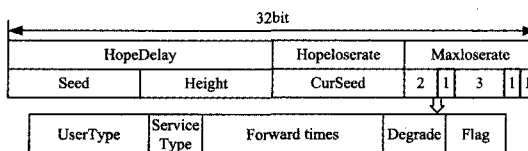


图 4 带内信令格式

信令每一位表示的含义如下:

HopeDelay:目标延迟,策略决策模块将根据这个值来计

算种子数 Seed, 占 16 位。

Hopeloserate: 期望丢包率, 如果当前网络的丢包率小于 Hopeloserate, 那用户能获得期望的服务品质, 比如国际电信联盟建议语音应用的丢包率为 1%。

Maxloserate: 最大容忍丢包率, 表示业务能够容忍网络的最大丢包率范围, 若当前网络的丢包率超过 Maxloserate, 则可以拒绝该服务请求。建议语音应用的丢包率为 1%, 若网络的丢包率低于 5%, 获得的语音品质虽然比较差, 但还能够接受。通过这个参数可以更好地为弹性服务质量设置服务要求。

Seed: 种子数, 由策略决策模块根据目标延迟计算得到, 占 8 位。

Height: 当前喷射深度, 占 8 位。

CurSeed: 当前节点的种子数目, 初始化为 0, 占 8 位。

UserType: 用户等级, 根据用户的付费标准, 给用户分配不同的服务级别, 总共占 2 位, 01 表示普通用户, 10 表示高级用户。

ServiceType: 服务级别, 表示用户想要网络提供的服务级别, 占 2 位, 01 表示尽力而为服务, 10 表示增强型服务。对于增强型服务, 网络会根据当前资源状况决定是否对某些业务进行资源预留。

Forward times: 转发次数, 表示在喷射阶段结束后, 该消息还允许转发的次数, 占 3 位。

Degrade: 降级标志, 表示当用户想要网络提供增强型服务时, 由于当前网络状况不能满足要求, 导致服务降级为尽力而为服务, 此时将标志位置 1, 以便当网络资源充分时升级服务标准。

Flag: 标志位, 为 0 时表示用户的 QoS 请求在网络承受范围之内, 接受该服务请求, 为 1 时表示拒绝该服务请求, 信令的其他信息表示策略决策模块提供的配置建议。

③策略规范分析策略决策模块提供的决策结果: 接受服务请求或者拒绝服务请求。

如果是接受服务请求, 则根据信令的相关信息, 将预期服务质量反馈给质量协商模块, 例如提供的服务类型、消息副本数等。

如果是拒绝服务请求, 则策略规范将得到的信令信息进行分析, 检查请求失败的原因, 然后将原因和策略模块建议的配置方案反馈给质量协商模块, 用户可以根据配置建议调整服务请求。

3.3 策略决策模块

策略决策模块作为整个系统的核心决策点, 在系统中起着关键作用。图 5 显示了策略决策模块的内部结构和其他模块间的交互。

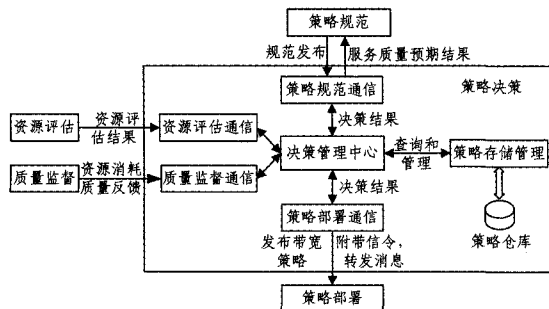


图 5 策略决策

在策略决策中, 6 个组成部分的功能概括如下。

①决策管理中心, 是策略决策模块的中心管理部分。一方面, 决策管理中心从策略规范通信接收弹性策略规范, 根据资源评估通信提供的资源评估结果和质量监督通信提供的资源消耗和质量监督结果做出决策。决策的内容包括: 判定目标延迟的合理性、生成种子数和消息副本数, 以及分配每种队列占用的带宽, 并将决策结果交由策略规范通信和策略部署通信。另一方面, 决策管理中心通过策略存储管理, 查询和管理存储在策略仓库中的弹性策略。

②策略规范通信, 负责与策略规范模块之间的通信, 一方面接受策略规范模块发布的弹性策略规范和带内信令格式, 将其交由决策管理中心; 另一方面将决策管理中心的决策结果返回给策略规范模块。

③资源评估通信, 负责与资源评估模块之间的通信, 接受资源评估模块提供的实时资源评估结果, 将结果反馈给决策管理中心。

④质量监督通信, 负责与质量监督模块之间的通信, 接受质量监督模块提供的网络资源消耗和质量反馈结果, 将结果反馈给决策管理中心。

⑤策略部署通信, 一方面负责将决策管理中心的决策结果以带内信令形式附加在每个消息中, 并将消息转发出去; 另一方面, 将决策管理中心提供的带宽策略发布给策略部署模块。

⑥策略存储和管理, 负责执行决策管理中心的查询和管理策略操作。策略存储在策略仓库中, 用于对整个系统中的策略进行汇总, 策略仓库既可以是目录服务器, 也可以是数据库服务器, 大部分情况下使用目录服务器, 因为目录服务器优化了读密集型的操作, 提高了效率。

3.3.1 目标延迟

在 DTN 网络中, 动态改变的拓扑结构和受限的资源环境使得用户或应用程序定义的服务质量很可能无法实现, 因为在 DTN 网络中端到端的时延是不能实现任意小的, 即使理论上具有最小传送延迟的 Epidemic 路由协议, 其也可能无法满足某些苛刻的时延要求。为这类应用提供服务, 往往都不能成功, 反而将浪费有限的网络资源。因此判断用户和应用程序定义的目标延迟约束是否合理是提供服务质量保证的前提。文献[7]中提出计算最优情况下的期望时延 ED_{opt} 方法, 概括如下:

在有 M 个节点、每个节点的通信范围为 R 、网络区域为 $\sqrt{N} \times \sqrt{N}$ 的随机走路模型下, DD 路由协议的时延呈指数分布, 其平均值可以用式(1)表示:

$$ED_{dt} = 0.5N(0.34 \log N - \frac{2^{R+1} - R - 2}{2^R - 1}) \quad (1)$$

最优情况下的期望时延 ED_{opt} 用式(2)表示:

$$ED_{opt} = \frac{H_{M-1}}{M-1} ED_{dt} \quad (2)$$

式中, $H_n = \sum_{i=1}^n \frac{1}{i} = \Theta(\log n)$, H_n 是 Harmonic Number。

本文采用近似估计, 当业务的目标延迟要求即 bundle 头中的 HopeDelay 小于最优期望时延 ED_{opt} 时, 将拒绝为该业务请求提供服务或者让业务延长目标延迟。

3.3.2 种子数

文献[5]中指出 ASSR 路由协议中种子数和平均副本冗余度的关系, 种子数越大, 副本冗余度也越大, 如果一味降低

种子数,则又影响喷射效率,因此需要采取合适的方法来确定种子数。ASSR 路由协议中期望延迟 ED_{ASSR} 和种子数 K 、喷雾深度 H 之间有如下关系^[5]:

①当 $K \geq 2^{H-2}$ 时:

$$ED_{ASSR} \leq \sum_{h=1}^{H-1} \frac{EMT}{N_{c1}(h) \cdot (M - N_{c1}(h))} + \frac{(M - N_{c1}(h)) \cdot EMT}{(M-1) \cdot N_{c1}(h)} \quad (3)$$

②当 $K < 2^{H-2}$ 时:

$$ED_{ASSR} \leq \sum_{h=1}^{\lfloor \log K + 2 \rfloor} \frac{EMT}{N_{c1}(h) \cdot (M - N_{c1}(h))} + \sum_{h=\lfloor \log K + 3 \rfloor}^{H-1} \frac{EMT}{K \cdot (M - N_{c2}(h, K))} + \frac{(M - N_{c2}(h, K)) \cdot EMT}{(M-1) \cdot N_{c2}(h, K)} \quad (4)$$

式(3)和式(4)中, EMT 代表期望会见时间, M 代表网络规模,由资源评估模块提供; N_{c1} 和 N_{c2} 表示在喷雾深度为 h 时,拥有消息副本的节点数,计算方法如下:

①当 $K \geq 2^{h-2}$ 时:

$$N_{c1}(h) = 2^{h-1} \quad (5)$$

②当 $K < 2^{h-2}$ 时,

$$N_{c2}(h, K) = K(h - \lfloor \log K \rfloor - 1) + 2^{\lfloor \log K \rfloor} \quad (6)$$

本文借鉴 ASSR 中评估种子数和喷射深度的方法,用以上 4 个表达式近似评估 ASSFR 路由协议中应该选择的种子数和喷射深度。对于给定目标延迟 $HopeDelay$, 计算种子数 K 和喷射深度 H 的算法过程如下:

输入:消息 packet, 网络规模 M , 期望会见时间 EMT

初始化: packet \rightarrow Height = 1; packet \rightarrow Seed = 1;

根据式(1)和式(2)计算 ED_{opt} ;

if($HopeDelay < ED_{opt}$) {

 建议增大 $HopeDelay$;

 Denial(packet);

}

if($HopeDelay \geq EMT$)

 return;

else {

 根据式(3)和式(4)计算种子数 K 和喷射深度 H ;

 根据式(5)和式(6)计算 N_c ;

 if($1 < N_c < M$) {

 packet \rightarrow Height ++;

 packet \rightarrow Seed = K ;

 ASSFR(packet); # 执行 ASSFR 路由协议

 return K 和 H ;

 }

 else {

 建议增大 $HopeDelay$;

 Denial(packet);

 }

3.3.3 消息副本数

消息副本数的选择对 ASSFR 路由协议中消息的递交率、平均延迟和网络开销有直接的影响。如果定义的副本数偏大,虽然可以在一定程度上提高消息的递交率,但却加重了网络开销,浪费了网络资源;小,如果定义的副本数偏小,不但降低了消息的递交率,也加大了端到端延迟。因此需要采取一种合理的方法来选取消息副本数 L 。本文采用由目标延迟

决定消息副本数的方法来估计和获得参数 L 。具体方法如下。

定义时延限制参数 a 为 $HopeDelay/ED_{opt}$,因为在实际中消息的目标延迟 $HopeDelay$ (在信令里获得)远远大于最优期望时延 ED_{opt} ,所以一般 a 都大于 1。文献[1]已给出消息副本数 L 与网络区域范围和节点的通信范围无关,而仅仅与时延限制参数 a 和网络节点数 M 相关,并且提出如果对时延限制参数 a 要求不高,则可以采用式(7)来估计和获得最小消息副本数 L 。

$$(H_M - 1.2)L^3 + (H_M - \frac{\pi^2}{6})L^2 + (a + \frac{2M-1}{M(M-1)})L = \frac{M}{M-1} \quad (7)$$

式中, $H_M = \sum_{i=1}^M \frac{1}{i^2}$ 。

策略决策模块再根据应用流大小、服务级别、用户级别、以及当前网络资源状况等信息,对 L 进行调整,获取满意的消息副本数,并制定焦点阶段的最大转发次数,以防止消息转发次数过多而消耗过量网络资源。

策略决策模块在判断业务提出的目标延迟约束合理性的基础上,也需要预测满足指定时延要求所需要的路由代价,即代价预测。在实际中,路由代价一般指平均每个消息的传输次数,基于本文采用的 ASSFR 路由协议的原理,路由代价等于在喷射阶段实际喷射出的消息副本个数和焦点阶段消息转发的次数。ASSFR 限定了焦点阶段最大的转发次数,所以通过消息副本个数 L 就能够进行代价预测,如果代价预测的结果认为提供服务所需的代价过大,不在当前网络的承受范围之内,则可以拒绝该服务请求,或提示用户增大目标延迟,降低服务请求。

3.4 资源评估模块

本文在考虑到网络参数无法获得或不确定的前提下,在对 DTN 网络数据转发特性的深入研究的基础上,先利用统计样本获得未知参数的估计值,再分析网络参数的关联,探索其中的量化关系,利用已知参数计算出需要的信息的方法来快速估计网络环境。这方面的工作主要包括两个部分。

(1)利用统计样本获得未知参数的估计值。

定义节点遇见网络中任何一个节点需要经过的时间为 T_1 ,遇见任意两个不同的节点需要经过的时间为 T_2 。因为 T_1 和 T_2 是总体平均值,不能直接获得,所以本文采用基于统计的方法,让每个节点收集遇到一个节点的时间 $T_{1,k}$ 和遇到两个节点的时间 $T_{2,k}$,然后按式(8)和式(9)计算加权平均值得到 T_1 和 T_2 的估计 \hat{T}_1 和 \hat{T}_2 。

$$\hat{T}_1 = \frac{1}{n} \sum_{k=1}^n w_k T_{1,k} \quad (8)$$

$$\hat{T}_2 = \frac{1}{n} \sum_{k=1}^n w_k (T_{1,k-1} + T_{1,k}) \quad (9)$$

式中, w_k 为样本权重, n 为样本数。

(2)分析网络参数的关联,探索其中的量化关系,利用已知参数计算出需要的信息。

以往学者对 DTN 移动模型进行了大量研究和统计,得出:大多数 DTN 移动模型中节点的会见时间 T_1 和 T_2 是期望会见时间 EMT 的指数或类指数分布,得到如下表达式:

$$T_1 = \frac{EMT}{M-1} \quad (10)$$

$$T_2 = EMT \left(\frac{1}{M-1} + \frac{1}{M-2} \right) \quad (11)$$

将 T_1 和 T_2 用 \hat{T}_1 和 \hat{T}_2 代替, 联立方程组, 可得到期望会见时间 EMT 和网络规模 M 的估计, 表示如下:

$$M = \frac{2\hat{T}_2 - 3\hat{T}_1}{\hat{T}_2 - 2\hat{T}_1} \quad (12)$$

$$EMT = \frac{\hat{T}_1(\hat{T}_2 - \hat{T}_1)}{\hat{T}_2 - 2\hat{T}_1} \quad (13)$$

本文中资源评估模块不仅对网络规模 M 和期望会见时间 EMT 进行评估, 而且还实时评估节点资源和网络状况, 包括节点的丢包数目、节点的剩余存储空间、节点剩余能量、节点的移动速度、节点的服务状况等。每个节点将这些实时信息汇报给资源评估模块, 资源评估对这些信息进行评估, 将网络规模 M 和期望会见时间 EMT 反馈给路由策略决策模块, 并将其他实时信息反馈给质量监督模块, 由质量监督模块做进一步分析。

3.5 质量监督模块

本文中使用了 SNMP 进行质量监督, 质量监督模块完成对相应对象和陷阱的监测, 一旦事件发生, 就以消息方式向策略决策模块进行报告, 以便策略决策模块及时进行处理或更新实施的策略。另外质量监督模块可维护部分 SNMP 对象在监测过程中的统计信息, 如最大值、最小值和平均值, 以使管理员进一步了解相应 SNMP 对象的变化。

质量监督根据资源评估模块提供的网络实时评估信息, 对一段时间内节点的丢包数目、节点使用存储空间、节点剩余存储空间、节点剩余能量、节点的移动速度等进行分析, 并探究其中的联系和规律, 以获得当前网络资源的消耗程度, 并预测网络之后的发展趋势。质量监督模块对每个监测对象设定两个阈值: 警告阈值 W 和错误阈值 E 。当监测对象的值在警告阈值范围内或错误阈值范围内时, 质量监督将发送警告信号或错误信号给策略决策模块, 以提示当前网络可能将要超出或已经超出承受范围。

质量监督还对节点提供服务的能力进行统计和分析, 分别统计一段时间内节点提供增强型服务的消息比率、降级服务的消息比率和尽力而为服务的消息比率, 将统计的结果进行分析归纳, 得到网络提供服务质量的能力, 并将这些信息反馈给策略决策模块。

3.6 策略部署模块

策略部署根据每个消息携带的弹性信令信息和节点当前的资源状况, 将消息置于不同等级的队列中。本文设计了 4 种等级的队列, 按优先级从高到低为: 增强型服务队列、资源预留队列、降级服务队列和尽力而为服务队列。策略部署过程描述如下:

①策略部署检查消息是否已过期, 如果过期则直接丢弃。通过消息的时间戳可以获得该消息已存在时间 T_{cur} 和消息的生存期 T_{life} , 当 $T_{cur} \geq T_{life}$ 时, 将消息直接丢弃。

②消息未过期, 则计算消息已经传送时间 T_{cur} 和估计剩余时间 T_{res} 的和 T_{sum} 。 T_{res} 由 $T_{res} = EMT/N_c$ 得到, N_c 由式 (5) 和 (6) 计算得到。

③如果 $T_{sum} > HopeDelay$, 因为本文提供弹性服务质量, 所以在一定程度上可以对某些应用提供一定的弹性, 根据服务类型、用户等级和业务的丢包率, 以及网络状况来做出是否加长期望时延 $HopeDelay$ 的决策。如果决策结果同意加长期望时延 $HopeDelay$, 则重置消息的 $HopeDelay$, 否则丢弃消息。

④判断业务是否请求增强型服务, 如果不是增强型服务, 则直接将消息置于尽力而为队列中, 该队列的优先级最低, 部署过程结束。

⑤判断当前业务请求是否由增强型服务降级为尽力而为服务, 如果已降级, 则将消息置于降级服务队列中, 该队列的优先级优于尽力而为队列, 部署过程结束。

⑥如果未降级, 则检查该节点是否已为该业务流预留资源, 即建立流状态, 如果已经预留, 则刷新软状态计时器, 并将消息放置于增强型服务队列中, 该队列的优先级最高, 部署过程结束。

⑦如果尚未预留资源, 则检查当前节点的资源状况, 如果资源充足, 则为该流预留资源, 建立软状态计时器, 并把消息置于资源预留队列中, 该队列的优先级仅次于增强型服务队列, 部署过程结束。

⑧如果当前节点资源不充足, 不能够实现预留资源, 则设置降级服务标志, 并把消息置于降级服务队列中, 部署过程结束。

另外策略部署模块还根据策略决策模块发布的带宽策略, 分配每个队列占用的带宽, 这样可以避免服务级别低的队列陷入“饥饿”状态。策略决策模块根据当前网络中每种服务占用的比例, 动态决定各个队列的带宽占用率, 当策略决策模块决定调整各个队列的带宽占用率时, 生成带宽策略并发布给各个节点的策略部署功能, 由策略部署来实现最终带宽的调整。

策略部署过程可以用图 6 表示。

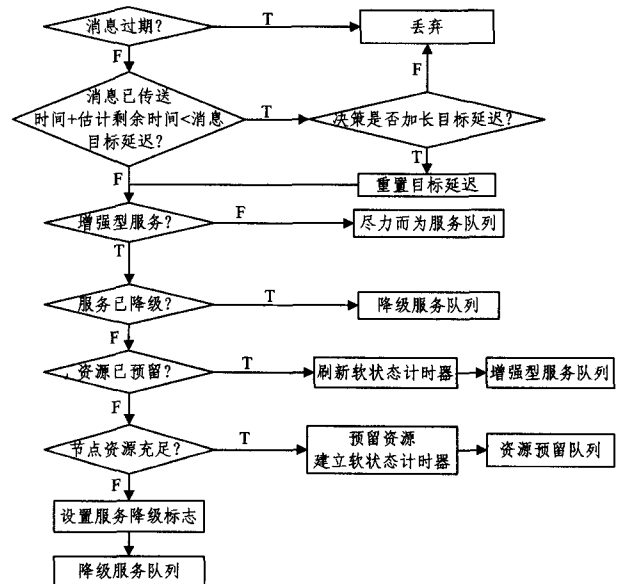


图 6 策略部署过程

3.7 路由实施模块

路由实施是 DTNQoRAPS 系统中 QoS 路由协议的具体实现模块, 其构建面向消息流的 QoS 约束效用函数, 按照优先级顺序, 采用 ASSFR 路由策略部署模块提供的 4 种等级的消息队列转发到下一个满意的转发节点。

ASSFR 路由协议在喷射阶段和焦点阶段都结合了基于效用的单副本路由协议, 即网络中任意节点 i , 对网络中其它任意节点 j , 都维持一个效用值, 用 $U_i(j)$ 表示。当节点 A 与 B 会见时, 对于 A 中的消息 D , 当且仅当 $U_B(D) > U_A(D) + U_n$ 时, A 才将消息 D 转发给 B , 其中 U_n 表示效用门限 (utility threshold)。

本文为了降低效用计算的复杂性,采用了文献[6]中的基于会见历史信息的效用传递机制来定义效用函数。

本文的 QoS 路由协议设计分为策略级策略部署和实施级路由实施两个层次,这种设计方法的优点是可以将宏观的路由策略和具体的路由实施算法灵活组合,从而构成更富弹性的 QoS 路由方案。

3.8 DTNQoRAPS 数据流动过程

图 7 描述了在业务流进入 DTN 弹性质量自适应原型系统后,整个系统的数据流动过程。

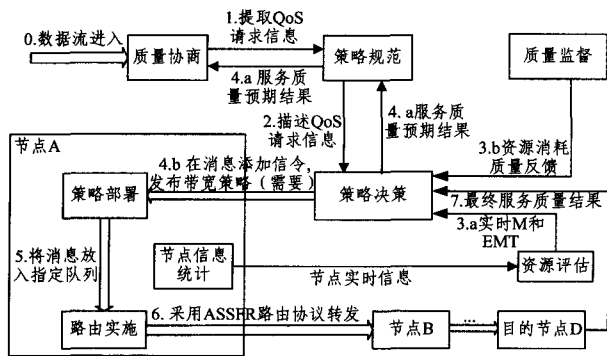


图 7 数据流动过程

1. 业务的数据流首先进入系统的质量协商模块,质量协商模块提取数据流的属性和 QoS 请求信息,将这些信息交由策略规范模块处理;

2. 策略规范模块描述 QoS 请求信息,定义弹性等级策略规范和带内信令格式、内容,将其发布给策略决策模块;

3. 策略决策根据资源评估模块提供的实时网络规模 M 和期望会见时间 EMT 信息和质量监督模块提供的资源消耗和质量反馈信息做出决策;

4. 策略决策将服务质量预期结果反馈给策略规范模块,策略规范模块再将信息反馈给质量协商模块,另外,策略决策在消息的数据流中附加信令信息,再将消息转发给节点的策略部署功能,如果需要调整带宽策略,则发布带宽策略给策略部署功能;

5. 策略部署将消息放入指定队列,交由节点的路由实施功能处理,如果接收到带宽策略,则按照带宽策略调整各个队列占用的带宽比;

6. 路由实施从队列中取出消息,采用 ASSFR 路由协议将其转发到下一个节点;

7. 消息被目的节点成功接受后,目的节点将数据流获得的最终服务质量结果反馈给策略决策模块,策略决策模块根据最终服务结果对实施的策略进行调整。

4 仿真实验及结果分析

4.1 仿真实验

本文在 ONE 仿真平台上,采用 Java 程序设计语言编写了 DTN 弹性质量自适应原型系统:DTNQoRAPS。系统包括 3 部分功能:自定义策略、查询和管理策略、利用 ONE 仿真平台模型执行。

自定义策略功能分为两部分:QoS 请求输入和服务质量预期结果。用户按照业务流要求输入相应的 QoS 请求,定义弹性策略,然后点击保存,系统根据网络状况,对 QoS 请求做出决策,并将决策结果显示在“服务质量预期结果”显示框中。如果当前网络环境不能提供用户请求的服务,系统同时会返

回系统配置建议,由用户决定接收系统配置建议或者自己手动进行调整。

自定义策略界面如图 8 所示,根据式(1)和式(2)可以得到最优期望时延 ED_{opt} ,若给定目标延迟小于 ED_{opt} ,系统建议增大目标延迟。如果给定目标延迟大于等于 ED_{opt} 且小于期望会见时间 EMT ,则根据式(3)和式(4)计算种子数 K 和喷射深度 H ;根据式(5)和式(6)计算消息副本的节点数 N_c ;当 $1 < N_c < M$ 时,接受 K 和 H ,可以执行 ASSFR 路由过程,反之建议增大目标延迟。

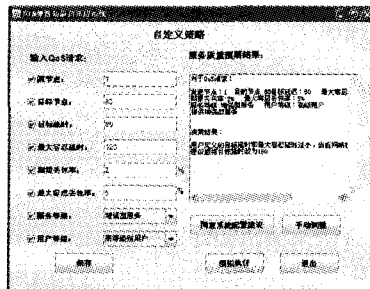


图 8 自定义策略界面

点击“模拟执行”,当前业务的数据流进入系统,系统调用 ONE 仿真环境来模拟和实现整个系统,此时数据流动过程如图 7 所示。其中,ASSFR 路由过程中的消息副本数由式(7)确定,网络规模 M 和期望会见时间 EMT 通过式(8)一式(11)确定。

查询和管理策略功能主要包括查询和管理两部分。

查询功能用户既可以查询网络当前的有效策略,又可以查询包括无效策略的全部策略。用户在 QoS 查询请求设置中设置查询条件,然后点击查询按钮,系统将查询结果显示在右边“查询结果”显示框中。

在管理功能中,主要是管理删除策略。用户输入要删除的策略编号,然后点击删除按钮,系统根据当前策略的状态执行不同的动作。如果当前策略是有效策略,则系统将该策略的状态变为无效策略,并不彻底删除,目的是防止之后用户想要查询网络一段时间内的全部策略,以了解网络服务状况。如果当前策略已经是无效策略,则系统才将该策略彻底删除,这时说明该策略保留的意义不大。查询和管理策略界面如图 9 所示。

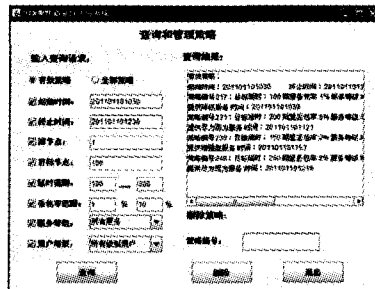


图 9 查询管理策略界面

模拟执行功能是指当策略管理完毕后,系统调用 ONE 的仿真环境,根据系统中存储的有效策略,随机生成对应的消息,模拟实现整个系统的功能,并将实验结果与已有的路由协议进行比较,评估 DTN 弹性质量自适应原型系统的性能。

实验中,为了尽可能模拟 DTN 网络的间歇性连接、网络拓扑结构的动态变化、长且可变延时、有限的节点存储空间等

特征,又为了不失一般性,经过反复的实验验证,本文基于 ONE 仿真平台的随机移动模型,建立 DTN 网络的实验仿真模型,具体参数设置如表 1 所列。

表 1 仿真参数设置

| 仿真参数 | 参数值 |
|------|----------------------------|
| 仿真区域 | 5000m×4300m |
| 移动模型 | RandomRouteMovement 随机移动模型 |
| 最小速度 | 0.5m/s |
| 最大速度 | 1m/s |
| 带宽 | 1Mbps |
| 缓存空间 | 500M |
| 通信范围 | 100m |

为了能够更好地评估整个系统的性能,实验中每隔 10 分钟,随机均匀地生成不同服务请求的消息,消息大小为 100k,且随机选取消息的目的节点,模拟时间为 72 小时。

4.2 仿真结果及分析

实验对 DTN 弹性质量自适应系统进行模拟实现,并根据协议性能度量指标,将该系统的性能与最大概率路由协议 MaxProp 和传染路由协议 Epidemic 的性能进行比较和分析。为了观察 DTN 弹性质量自适应原型系统在不同网络环境下的性能差异,实验通过不同的节点密度来模拟 DTN 网络的拓扑变化。实验分为 3 轮:网络节点数分别为 40,60,80。为了避免实验中的偶然性,提高实验数据的正确性,每一轮实验都执行 5 次,最后取 5 次实验的平均值作为最终结果。

(1) 消息交付率

消息交互率是指在系统模拟执行结束后,消息成功传送到目的节点的个数与系统中生成的全部消息个数之比,这里全部消息不包括路由协议产生的消息副本数。用式(14)表示如下:

$$\text{消息交付率} = \frac{\text{成功接收消息个数}}{\text{系统生成消息个数}} \quad (14)$$

图 10 显示了 Epidemic、MaxProp 和原型系统在 3 轮实验中各自的消息交付率,从图中可以看出原型系统的消息交付率比 Epidemic 和 MaxProp 有很大程度的提高。Epidemic 和 MaxProp 都属于多副本洪泛式路由协议,如果当前的网络资源充足,这两个路由协议都能获得较高的消息交付率。与它们相比,DTN 弹性质量自适应原型系统能够获得更高的消息交付率,因为原型系统采用自适应种子喷射焦点协议 ASS-FR,在喷射阶段部分采用了基于效用的喷射,而在焦点阶段采取了基于效用的单副本路由策略。这种路由策略能够在不过度消耗网络资源的基础上提高消息的交付率,是一种更富弹性的 QoS 路由方案。

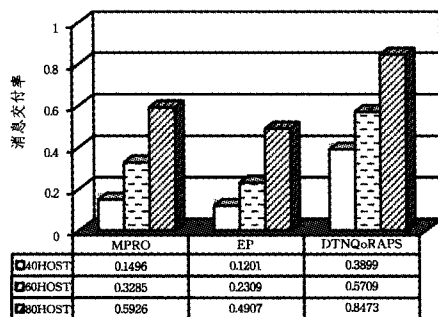


图 10 网络节点数分别为 40,60,80 的消息交付率分析

图 10 中也反映了 DTN 网络内节点密度对消息交付率的影响,随着节点密度的增加,在网络资源允许的范围内,消息的交付率也在提高。因为密度的增加,给节点间带来更多的会见机会,消息传送到目的节点的可能性就随之提高。

(2) 丢包率

丢包率是指在系统模拟执行结束后,被丢弃的消息数目与网络中总消息数目之比。这里网络中总消息是指在整个模拟过程中各 DTN 通信节点向网络发送数据的总和,包括系统产生的消息个数、路由协议产生的消息副本等。用式(15)表示如下:

$$\text{丢包率} = \frac{\text{丢弃的消息个数}}{\text{总消息数目}} \quad (15)$$

图 11 显示了 Epidemic、MaxProp 和原型系统在 3 轮实验中各自的丢包率。从图中可以看出,DTN 弹性质量自适应原型系统相对于 Epidemic 和 MaxProp 路由协议能降低丢包率。消息丢失一般是由网络节点发生拥塞或消息生存期满引起的。Epidemic 基于洪泛的传输特性,并且对副本数不加控制,使得网络中产生大量的副本,浪费了资源,也使丢包变得频繁;MaxProp 通过洪泛确认信息来消除网络中消息的冗余副本,能够节约和整合资源,所以丢包率相对于 Epidemic 有所降低;DTN 弹性质量自适应原型系统根据资源评估模块提供的实时资源评估信息和质量监督模块提供的历史资源消耗和质量反馈信息,判断消息的目标延迟的合理性,然后由合理的目标延迟动态决定消息副本数和种子数,所以能更有效地控制和利用网络资源,降低了网络资源的浪费且减少了网络拥塞的产生。除此之外,针对不同的服务级别,DTN 弹性质量自适应原型系统会对那些生存期将满的消息优先处理,减少了因生存期满而导致丢包的现象,从而降低了丢包率。

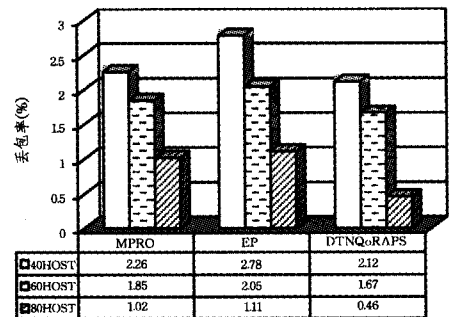


图 11 网络节点数分别为 40,60,80 的丢包率分析

图 11 中也进一步反映了 DTN 网络内节点密度对丢包率的影响,由于节点密度的增加提高了消息交付的比率,因此在传送过程中消息被丢弃的机率也就相应变小,从而丢包率也得到了相应降低。

(3) 网络平均延迟

延迟是指从系统将生成消息转发出去到该消息被目的端成功接收时中间经过的时间。计算网络平均时延用式(16)表示如下:

$$\text{网络平均延迟} = \frac{\sum(\text{接收到消息的时间} - \text{发送消息的时间})}{\text{接收到的消息的总数}} \quad (16)$$

图 12 显示了 Epidemic、MaxProp 和原型系统在 3 轮实验中测得的网络平均延迟。从图中可以看出,DTN 弹性质量自

适应原型系统相对于 Epidemic 和 MaxProp 路由协议能够明显减少延迟等待时间。由于 Epidemic 和 MaxProp 一方面在网络中产生了大量的副本,使得网络可能出现拥塞现象,导致延迟变长;另一方面,Epidemic 和 MaxProp 路由协议没有考虑每个消息的延迟请求,消息传输时一般按照事先已经定义好的调度原则进行处理,比如先来先服务,一般消息都要先存储然后排队等待转发。而 DTN 弹性质量自适应原型系统针对网络拥塞现象进行了优化,采用了文献[20]中提出的基于服务等级的 Push-Pull 拥塞控制方法,能够在缓解网络拥塞的同时改善高优先级消息的传输性能,虽然在一定程度上损坏了某些低优先级消息的传输性能,不过这也正符合弹性服务质量的概念:根据网络中的负载情况做出相应的调整。另一方面,对一些高优先级别的业务,在网络资源充足的情况下,DTN 弹性质量自适应原型系统能够对其进行资源预留,避免了这些消息的排队延时,从而减少了网络的平均延迟。

从图 12 中也可以看出,DTN 网络的节点密度对网络平均延迟也有一定的影响。由于 DTN 的路由协议都采用“先存储再转发”的传送方法,密度的增大带来更多通信机会,使得消息被成功交付到目的节点前经过更多的中间节点,且在每经过一个中间节点时都要执行存储、等待和转发这个过程,从而导致整个传输时间变长,也相应加大了网络平均延迟,这从图中可以得到验证。

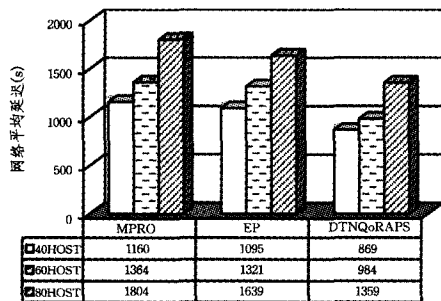


图 12 网络节点数分别为 40,60,80 的网络平均延迟分析

(4) 网络开销比

网络开销比是指在系统模拟执行后,未被目的节点成功接收的消息个数与被目的节点成功接收的消息个数之比。用式(17)表示如下:

$$\text{网络开销比} = \frac{\text{未成功接收消息个数}}{\text{成功接收消息个数}} \quad (17)$$

图 13 显示了 Epidemic, MaxProp 和 DTN 弹性质量自适应原型系统在 3 轮实验中测得的网络开销比。从图中可以看出,DTN 弹性质量自适应原型系统相对于 Epidemic 和 MaxProp 路由协议能够减少网络开销。网络开销主要有两方面:一部分是由路由协议中产生的消息副本和控制信息而导致的网络资源消耗;另一部分则主要指节点需要收集信息来计算转发路径。Epidemic 是基于洪泛的路由协议,随着消息的传送,网络中将产生大量的消息副本,所以网络开销将会随之变大。MaxProp 引入了基于历史信息的最短路径算法来进行路由选择,然后用洪泛 ACK 机制来清除网络报文,提高了消息的交付率,并控制了消息副本的产生,但其中又会引入计算开销和 ACK 控制开销。DTN 弹性质量自适应原型系统能根据实时资源状况评估和历史质量反馈以及消息的目标延迟,动态决定消息副本数和种子数,减少了冗余副本的产生,但原

型系统引入的带内信令和效用机制,也相应增加了网络开销。综合考虑来看,DTN 弹性质量自适应原型系统能改善网络开销,但是改善不是很明显,这也是以后需要进一步研究的地方。

图 13 也反映出 DTN 网络中节点密度对网络开销比的影响,随着密度的增大,网络开销比也相应增大。密度增大使得消息有更多的转发机会,在连接可用的时间内,Epidemic 会洪泛更多的消息副本,MaxProp 将收集计算更多的节点相遇信息来确定转发路径,而原型系统也会有更多节点需要与策略决策模块进行通信,这些都增加了网络运行时的系统开销和网络资源的消耗。

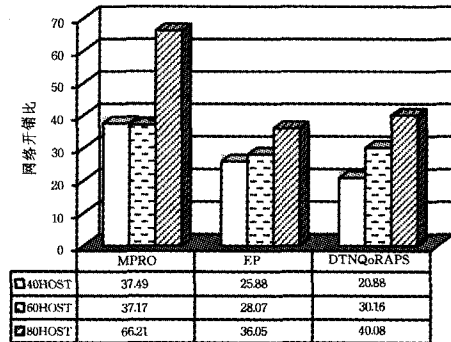


图 13 网络节点数分别为 40,60,80 的网络开销比分析

结束语 本文针对 DTN 中支持时效性和资源敏感型服务的质量保证问题,引入 INSIGNIA 跨层思想和 PBNM 模式,设计出一种分布式服务质量保证系统——DTN 弹性质量自适应原型系统,并针对原型系统,对以往路由协议进行改进,提出自适应种子喷射和焦点路由协议。最后运用 ONE 网络仿真软件对原型系统的性能进行分析和评估,实验结果表明:与 MaxProp 协议和 Epidemic 协议相比,运用弹性质量自适应原型系统,能够降低消息的丢包率、端到端时延和路由开销,提高消息发送的成功率。

参考文献

- [1] Spyropoulos T, Psounis K, et al. Spray and Wait: An Efficient Routing Scheme for Intermittently Connected Mobile Networks [C]//Proceedings of the ACM SIGCOMM 2005 Workshop on Delay Tolerant Networks. 2005
- [2] Lee S B, Gahng-Seop A, Zhang X, et al. An IP-based quality of service framework for mobile ad hoc networks [J]. Journal of parallel and Distributed Computing, 2000, 60(4): 374-406
- [3] 王海涛,刘晓明. 带内信令机制及其改进措施[J]. 数据通信, 2005(2): 1-5
- [4] McCloghrie M, Seligson K, et al. Framework Policy Information Base[EB/OL]. RFC 3318. March 2003
- [5] 徐佳,孙力娟,等. 机会网络中基于种子喷雾的自适应路由协议[J]. 电子学报, 2010, 38(10)
- [6] Spyropoulos T, Psounis K, Raghavendra C. Spray and Focus: Efficient Mobility-Assisted Routing for Heterogeneous and Correlated Mobility [C] // Proceedings of IEEE PERCOM on IC-MAN. 2007
- [7] Spyropoulos T, Psounis K, Raghavendra C. Efficient Routing in Intermittently Connected Mobile Networks: The Single-Copy Case[J]. IEEE/ACM transaction on networking, 2008, 16(1)
- [8] Spyropoulos T, Turlletti T, Obratzcka K. Utility-based Message

Replication for Intermittently Connected Heterogeneous Wireless Networks[C]//Proceedings of IEEE WoWMoM Workshop on AOC, 2007

- [9] Balasubramanian A, et al. DTN Routing as a Resource Allocation Problem[C]//ACM SIGCOMM Conference on Computer Communications, 2007;373-384
- [10] Nicolo D. Performance limits of real delay tolerant networks [C] // 5th Annual Conference on Wireless on Demand Network Systems and Services, 2008;149-155
- [11] Scott K, Burleigh S. Bundle Protocol Specification [EB/OL]. IETF RFC 5050. November 2007
- [12] Ramadas M, et al. Licklider Transmission Protocol Specification [EB/OL]. IETF RFC 5326. September 2008
- [13] Balasubramanian A, Levine B N, et al. DTN Routing as a Resource Allocation Problem[C]//ACM SIGCOMM Conference on Computer Communications, 2007;373-384

- [14] Padma H, Mundur H, Sookyoung H, et al. Routing in intermittent network topologies[C]// International Workshop on Modeling Analysis and Simulation of Wireless and Mobile Systems, 2006;385-389
- [15] 刘蕴络, 胡佳慧, 冯艳娟, 等. 一种基于水声 DTN 网络的 QoS 路由算法[J]. 计算机科学, 2011, 38(11): 37-39
- [16] 卓翠敏, 李鲁群. 面向 DTN 无线传感网移动节点的动态资源调度模型的研究 [J]. 计算机科学, 2011, 38(10): 356-358
- [17] 樊秀梅, 单志广, 张宝贤, 等. 容迟网络体系结构及其关键技术研究[J]. 电子学报, 2008, 36(1): 161-170
- [18] 熊水平, 孙利民, 牛建伟, 等. 机会网络[J]. 软件学报, 2009, 20(1): 124-137
- [19] 薛静峰, 陆慧梅, 石琳. 基于概率延迟的 DTN 路由算法的设计 [J]. 北京理工大学学报, 2008, 28(8): 687-691
- [20] 徐昌彪, 王宇, 祁彦. DTN 中基于服务等级的 Push-Pull 拥塞控制研究[J]. 计算机应用研究, 2010, 27(10)

(上接第 82 页)

之前传统的缓存中确定数据预取大小(例如, 文献[14, 15]中所述)的方法在两个关键方面不同于我们的动态策略: (1)他们考虑不同的缓存粒度的收益方面, 而我们也从数据移动争用上考虑了开销成本方面, 在一个混合存储系统中, 数据移动争用上的开销是显著影响系统性能的一个因素。(2)他们使用大型结构跟踪重用信息, 使用的大型结构的大小必须与 cache 大小规模相当, 然而我们的技术仅仅只需要其规模大小与未完成的内存请求数量相当的结构, 远小于 DRAM 缓存的大小。

结束语 我们介绍了一个有效的体系结构来管理一个大型 DRAM 缓存。通过观察, 元数据可以和它们对应的数据存储在同一缓存行中, 我们设计了一个新的架构来缓存最近被使用的元数据, 该架构为具有时间和空间局部性的数据访问提供了大型 SRAM 元数据存储。建立在技术上, 我们还探讨了为混合存储设计的新的缓存策略, 该策略确定能够导致低访问延迟和很少数据迁移操作的数据迁移粒度。我们的结果表明, 在较低的存储负载下(8kB-8MB), 对于大型的 SRAM 元数据存储, 我们的技术和缓存策略可以实现类似的好处。即使没有考虑大型 SRAM 元数据存储系统的能源开销, 由于更少的数据迁移操作, 也可以节约 18% 的能效。

参 考 文 献

- [1] Lee B C, Ipek E, Mutlu O, et al. Architecting phase change memory as a scalable DRAM alternative[C]//Proceedings of ISCA '09, 2009;171-182
- [2] Qureshi M K, Srinivasan V, Rivers J A. Scalable high performance main memory system using phase-change memory technology[C]//Proceedings of ISCA'09, 2009;101-112
- [3] Dong X, Xie Y, Muralimanohar N, et al. Simple but effective heterogeneous main memory with on-chip memory controller support[C]//Proceedings of SC'10, 2010;773-778
- [4] Zhao L, Iyer R, Illikkal R, et al. Exploring DRAM cache architectures for CMP server platforms[C]//Proceedings of ICCD'07, 2007;253-259

- [5] Loh G, Hill M D. Efficiently enabling conventional block sizes for very large die-stacked DRAM caches[C]//Proceedings of MICRO'11, 2011;123-128
- [6] Rixner S, Dally W J, Kapasi U J, et al. Memory access scheduling[C]//Proceedings of ISCA'00, 2000;58-69
- [7] Zuravleff W K, Robinson T. Controller for a synchronous DRAM that maximizes throughput by allowing memory requests and commands to be issued out of order[P]. U. S. patent 5630096, 1997
- [8] Eyerman S, Eeckhout L. System-level performance metrics for multiprogram workloads [C] // Proceedings of MICRO'08, 2008;147-158
- [9] Qureshi M K, Lynch D N, Mutlu O, et al. A case for MLP-aware cache replacement[C]//Proceedings of ISCA'06, 2006;211-221
- [10] Jiang X, Madan N, Zhao L, et al. CHOP: Adaptive filter-based DRAM caching for CMP server platforms[C]//Proceedings of HPCA'10, 2010;165-175
- [11] Liptay J. Structural aspects of the System/360 Model 85, II: The cache[J]. IBM Syst. J., 1968, 7(1): 15-21
- [12] Seznec A. Decoupled sectored caches: conciliating low tag implementation cost and low miss ratio[C]//Proceedings of ISCA'94, 1994;19-28
- [13] Wang H, Sun T, Yang Q. CAT-caching address tags-a technique for reducing area cost of on-chip caches[C]//Proceedings of ISCA'95, 1995;188-196
- [14] Inoue K, Kai K, Murakami K. Dynamically variable linesize cache exploiting high on-chip memory bandwidth of merged DRAM/logic LSIs[C]//Proceedings of HPCA'99, 1999;119-128
- [15] Johnson T L, Hwu W-M W. Run-TIRDe adaptive cache hierarchy management via reference analysis [C] // Proceedings of ISCA'97, 1997;134-145
- [16] Mandelman J A, Dennard R H, Bronner G B, et al. Challenges and future directions for the scaling of dynamic random-access memory (DRAM) [J]. IBM J. Res. Dev., 2002, 46(2/3): 187-212