

动态决策域多业务接纳控制研究

邱恭安 张士兵 周立衡

(南通大学电子信息学院 南通 226019)

摘 要 基于无信令判决的流感知接纳控制实现了多业务接入区分,为不同业务提供了差异化性能保障。由不同业务状态指标构建的链路状态空间能够对业务流间的相互影响进行响应,实时调整进程中不同业务流的分布。在模糊化状态指标门限的基础上,映射状态空间的动态决策域,并构建对应判决表,节点仅由业务感知类型和判决表执行业务区分的接纳控制,保障已接纳业务请求的服务质量。推导出链路状态转移的稳定性条件是弹性流不过载,仿真证明了链路公平速率的稳定性。

关键词 联合状态空间,动态决策域,接纳控制,多业务网络

中图分类号 TP393.07 **文献标识码** A

Dynamic Decision Domain Based Admission Control Algorithm for Multi-service Network

QIU Gong-an ZHANG Shi-bing ZHOU Li-heng

(School of Electronics and Information, Nantong University, Nantong 226019, China)

Abstract Flow-aware admission control based on no signaling decision provided diversified performance for different services by distinguishable access in multi-service networks. The link state spaces constructed with different service metrics could respond to the change state. And different flows in progress were modulated to rational distribution in real-time. The link state space was mapped to dynamic decision domain based on fuzzifying the threshold of service state metrics. The link decision table was made at the same time. The node assured the requested quality of service for services in progress according to the service-aware category and decision table. The stable condition of the link state transfer was deduced that elastic flows are in under-load. Simulation result shows that the link fair rate changes steadily.

Keywords Integrated state space, Dynamic decision domain, Admission control, Multi-service network

在资源共享的多业务网络中,单个业务流所得到的有效网络资源随共享链路上业务数量的增加而减少。为了满足业务传输质量要求,网络需要接纳控制^[1],通过控制同一时刻承载的业务数量来保证既在业务的服务质量。流感知接纳控制实现了无信令的隐式操作,但大多策略均根据不同类业务流的状态信息构成独立的判决条件,分别执行各自的接纳判决^[2,3],隔离了不同类型业务之间的影响。要实现多业务的一致性接纳判决,区分保证不同业务请求的差异化性能,应综合不同业务的状态信息指标构建共同的判决条件进行决策。实际上,流感知过程存在着模糊性,如果整合的状态指标门限为确定值,当网络在不同状态空间之间转移时会出现跳变,可能引起网络状态瞬时振荡^[4]。模糊理论在解决有效消息不能被准确或确定表述时具有卓越的性能表现^[5],若通过模糊化综合状态域边界拥塞指标门限形成边界区间,则可自适应流感知的不确定性。不同承载状态下的网络状态空间可映射成动态的决策域,在接纳判决时,网络节点仅根据当前决策域中的判决表作出实时的判决,该策略能得到较高的准确性和稳定性。

1 多业务状态空间与动态决策域

多业务应用根据生成数据流的不同特征和各自服务质量需求可分为 Streaming(流式)流和 Elastic(弹性)流两类^[6]。峰值速率是两类流共同的业务特性,Streaming 流的峰值速率通常远远小于链路速率。为获得公平的有效带宽,弹性流以尽可能大的峰值速率传送数据流。因此,当业务流间相互独立且实现公平共享时,由流峰值速率(R_p)可感知区分业务类型。

1.1 链路状态空间

Streaming 流具有时延敏感、资源占用少、持续传输等特点;弹性流则具有突发、大流量瞬时传输、分组丢失敏感等特点。在两类流共享网络资源时,Streaming 流以绝对优先权保障其时延指标,而弹性流间公平共享剩余网络资源。因此,优先队列长度(负载)可作为 Streaming 流的拥塞响应指标,而链路公平速率则是弹性流拥塞指标。

设进程当前优先队长为 Q ,对应接纳门限为 Q_r (即优先队列不应超过该门限);链路当前公平速率为 R_f ,对应接纳门

到稿日期:2009-09-14 返修日期:2009-11-16 本文受国家自然科学基金(60872002),南通市科技计划项目(K2009015),南通大学人才基金(09R07)资助。

邱恭安(1973—),男,博士,讲师,主要研究方向为宽带通信网络、网络智能计算,E-mail: qiugongan@126.com;张士兵(1962—),男,博士,教授,硕士生导师,主要研究方向为通信网络传输技术、软件无线电;周立衡(1981—),男,硕士,助教,主要研究方向为无线网络服务质量。

限为 R_T (即公平速率应大于/等于该门限)。两类拥塞指标联合构成二维链路状态空间 (Q, R_F) , 通过模糊化拥塞指标门限来自适应流感知边界的不确定性, 即将优先队列门限模糊化为门限区间 $[Q_{TL}, Q_{TU}]$, 其中 Q_{TU}, Q_{TL} 为上、下边界; 公平速率门限模糊化为对应门限区间 $[R_{TL}, R_{TU}]$, 其中 R_{TU}, R_{TL} 为上、下边界。于是, 二维链路状态空间划分为 9 个状态子空间, 如图 1 所示, 分别命名为 S1-S9, 其中 C 为链路速率, B 为优先队列缓存。

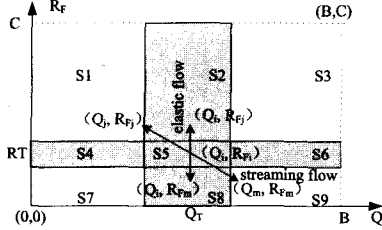


图 1 动态决策域及状态转移

1.2 态决策域

不同的状态子空间反映出下游链路承载状态的不同信息: S1 空间中优先队列负载较小, 能够保障优先业务的转发时延要求; 链路公平速率较大, 能够为弹性流提供较高的传输吞吐量, 说明整个链路处于轻载状态, 在该子空间中能够无区分地接纳新业务请求。S2 空间优先队列趋于重载, 网络应该对优先业务进行控制, 而公平速率较大, 网络可接纳更多弹性流。在 S3 空间中, 优先队列明显过载, 而公平速率却较大, 网络中流分布不合理, 偏高的公平速率使得过多速率较低的弹性流被作为优先业务进行转发, 该空间中网络状态不稳定, 网络需要通过接纳更多高速弹性流来降低公平速率并将链路状态转移至合理状态。S4 空间中优先队列轻载, 但公平速率处于门限模糊区间, 此空间网络流分布也不合理, 接纳更多的优先流会降低链路公平速率, 恶化弹性流传输吞吐量, 因此, 需要对优先业务的接入进行适度控制。S5 空间是两类流共同的模糊区间, 整个网络处于重载状态, 需要对两类流数量进行控制。S6 空间中优先队列过载而弹性流重载, 网络处于拥塞的边缘, 将拒绝任何优先业务流的接入, 但为了保持较高的网络效率, 仍然可以接纳部分弹性流。S7 空间中公平速率过小, 已经不能保障弹性流的吞吐量要求; 偏低的公平速率使得速率偏高的实时业务流被错误地当作弹性处理, 造成了优先队列轻载的假象。S8 和 S9 空间中网络处于过载, 不能接纳任何流。可见, 基于联合链路状态信息构建的决策域是两类业务拥塞指标及其门限值的函数, 若将 S7、S8 和 S9 状态子空间统一为拒绝域, 则 9 个状态子空间可映射为 7 个不同的动态决策域, 如式(1)~式(7), 依次记为 $D1-D7$, 其中 $\forall R_F \in [0, C]$ 且 $Q \in [0, B]$ 。

$$D1 = \{S1 | (R_F > R_{TU}) \cap (Q < Q_{TL})\} \quad (1)$$

$$D2 = \{S2 | (R_F > R_{TU}) \cap (Q_{TL} \leq Q < Q_{TU})\} \quad (2)$$

$$D3 = \{S3 | (R_F > R_{TU}) \cap (Q > Q_{TU})\} \quad (3)$$

$$D4 = \{S4 | (R_{TL} \leq R_F < R_{TU}) \cap (Q < Q_{TL})\} \quad (4)$$

$$D5 = \{S5 | (R_{TL} \leq R_F < R_{TU}) \cap (Q_{TL} \leq Q < Q_{TU})\} \quad (5)$$

$$D6 = \{S6 | (R_{TL} \leq R_F < R_{TU}) \cap (Q > Q_{TU})\} \quad (6)$$

$$D7 = \{S7, S8, S9 | (R_F < R_{TL})\} \quad (7)$$

2 多业务区分接纳控制策略

在模糊化状态空间中, 多业务区分接纳率应随链路承载

状态而动态变化, 构成不同的动态决策域, 以实现动态的链路状态调整, 保持状态转移过程的稳定性。接纳控制策略使用联合链路状态信息构建状态空间, 并将不同的状态子空间映射到不同的决策域, 节点根据对应决策域的决策表和流属类型作出接纳判决, 其中链路状态指标使用调度机制进行周期性测量, 据此推导出新请求业务的接纳条件, 并随链路状态转移进行更新。

设在状态 i 时, 链路状态空间为 (Q_i, R_{Fi}) , 对应决策域为 D_i ; 在状态 $i+1$ 时, 链路状态空间为 (Q_{i+1}, R_{Fi+1}) , 对应决策域为 D_{i+1} , 则在周期性测量公平速率和优先对长后, 网络从状态 i 转移至状态 $i+1$ 并更新对应决策域。当网络处于决策域 $D1$ 时, 新业务流将能无区分地接纳。在决策域 $D2$ 中, 系统将接纳到达的弹性流并以概率 P_1 拒绝实时流的接入, 其中拒绝概率 P_1 定义如下:

$$P_1 = \left(\frac{Q - Q_{TL}}{Q_{TU} - Q_{TL}} \right)^{k_1} \quad (8)$$

式中, k_1 为队长敏感指数。

在决策域 $D4$ 中, 系统将拒绝弹性流接入并以概率 P_2 接纳优先业务流, 其中接纳概率 P_2 定义如下:

$$P_2 = \left(\frac{R - R_{TL}}{R_{TU} - R_{TL}} \right)^{k_2} \quad (9)$$

式中, k_2 为速率敏感指数。敏感指数 (k_1, k_2) 描述了概率 P_x ($x=1, 2$) 对拥塞指标变化的敏感程度。因此, 根据式(1)~式(7)将状态子空间 S_i 映射到对应的决策域 D_i , 并生成对应于链路状态的决策集, 如表 1 所列。

表 1 接纳控制判决表

$R_F \backslash Q$	$< Q_{TL}$	$Q_{TL} \leq Q < Q_{TU}$	$> Q_{TU}$
	$> R_{TU}$	1; 2	$(1 - P_1) * 1; 2$
$R_{TU} \geq R_F \geq R_{TL}$	$P_2 * 1$	$(1 - P_1) * 1; P_2 * 2$	$P_2 * 2$
$< R_{TL}$	0	0	0

1: 接纳 streaming 流;
2: 接纳弹性流; 0: 拒绝所有流。

利用调度算法隐性测量功能对拥塞指标进行周期性测量和链路状态的更新^[4]。设链路初始状态为 $(Q, R_F) = (0, C)$, 在 t 时刻链路状态子空间 S_i 所对应的决策域为 D_i , 当有新业务流到达时, 根据其峰值速率区分流属类型, 然后由业务区分结果和判决集表 1 执行接纳判决, 同时转移系统到 $i+1$ 状态, 链路状态列表更新周期与测量周期同步。

3 网络稳定性分析

联合信息空间边界跃变可能造成网络状态的瞬时振荡, 动态决策域通过模糊化状态边界平滑状态转移, 4 个边界分为 5 个状态子空间, 如图 1 中阴影部分, 此 5 个状态空间的稳定性决定了接纳控制系统的稳定性。

设共享链路 C 的 Streaming 流具有优先权, 弹性流间完全实现剩余带宽公平共享, 即多业务共载时只有优先流对弹性流产生影响, 而弹性流不能影响优先流分布和性能。设在状态 i 时, 进程中 Streaming 流规模数为 n_s , 流到达速率为 λ_s , 固定传输速率为 R_s , 流传输持续时间服从均值为 $1/\mu_s$ 的指数分布。设弹性流到达过程为 Poisson 分布的计数过程, 此时流规模数为 n_e , 到达速率为 λ_e , 流大小服从均值为 $1/\mu_e$ 的指数分布, 则进程中弹性流总数近似于时变容量 $M/M/1$

处理器共享队列客户数队长分布,其有效共享带宽为 $C_e(i) = C - n_s \cdot R_s$ [7]。

链路动态空间域状态转移如图 2 所示,其中 Streaming 流和弹性流的相对链路负载率分别为 $\rho_s = n_s \cdot R_s / \mu_s \cdot C$ 和 $\rho_e = \lambda_e / \mu_e \cdot (C - n_s \cdot R_s)$ 。

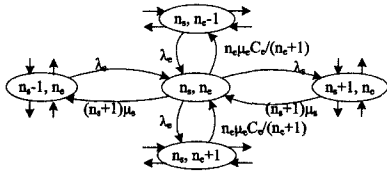


图 2 动态空间域状态转移

在系统状态稳定时接纳 Streaming 流的条件如式 (10), 其中 R_T 为弹性流要求的基本速率。

$$n_e \cdot R_T + (n_s + 1) \cdot R_s \leq 1 \quad (10)$$

此时,即使链路整体负载率为 1,仍然可以通过降低弹性流占用带宽来接纳优先流,因此弹性流相对链路负载率反映了系统状态转移稳定性情况。

推论 1 状态空间中状态转移稳定条件为 $\rho_e < 1$ 。

证明(充分性):若网络是稳定的,且 $n_s > 0$,则链路剩余带宽为 $C_e = C - n_s \cdot R_s$,由 M/M/1 队列客户数队长分布知,此时必有: $\rho_e = \frac{C_e}{C} < 1$ 。

(必要性):假设 $\rho_e < 1$,但网络状态不稳定,则由非稳态定义可得式(11)结论,其中 $n_e(t)$ 为 t 时刻弹性流数量:

$$\lim_{t \rightarrow \infty} \Pr[n_e(t) = \infty] = 1 \quad (11)$$

因此,系统状态存在某个时刻 t' 使得

$$n_e(t) \cdot R_T > 1, \forall t \geq t' \quad (12)$$

即此后链路不再接纳任何业务流,则对于 $t \geq t'$,若有 $n_s(t') \neq 0$ (其中 $n_s(t')$ 为 t' 时刻进程中 Streaming 流数量),则经过 Δt 时间后必然有 $n_s(t' + \Delta t) = 0$ 。也就是说存在某个时刻 t ,对于 $\forall t \geq t'$ (其中 $t' = t' + \Delta t$) 使得 $n_s(t) = 0$ 。故存在 $t \geq t'$ 时刻,系统进程中仅有弹性流,由 M/M/1 队列客户数队长分布可知,若有 $\rho_e < 1$,此时系统状态必然是稳定的,且 $n_e(t)$ 有界。这与假设网络状态不稳定矛盾,即模糊状态空间状态稳定条件为 $\rho_e < 1$ 。

可见,模糊状态空间通过响应链路负载状态变化来实现决策域状态转移的平滑,当链路负载率增大时,通过区分拒绝不同类型业务流的接入来维持链路状态稳定。

4 仿真计算

4.1 仿真设置

基于动态决策域映射的判决表,接纳控制模块经过预计算实现对多业务的区分接纳判决。在 NS²-2.26 下使用双钟型 4 对信源/宿对称拓扑模型,仿真参数设置参见文献[4]。

队列调度使用双队列模型,优先队列享有绝对优先转发权。设业务请求分组丢弃概率的平滑指数 $k=2$,拥塞指标动态化 20%,即 $[Q_n, Q_{nv}] = [Q_r, 1.2Q_r]$,且 $[R_n, R_{nv}] = [R_T, 1.2R_T]$,优先队列缓存大小为链路总缓存的 10%,优先队列缓存拥塞门限值为优先队列缓存的 40%,公平速率保障门限值为 $R_T = 1\text{Mbps}$ 。若系统拒绝流的接入,则丢弃该流的分组,信源在判断超时的情况下停止发送业务流,等待 20s 后重新尝试发送请求业务分组。

4.2 性能比较

基于相同性能指标与决策域接纳控制算法进行仿真比较,链路状态决策表由网络节点进行维护和周期性更新。仿真统计了实时业务流的平均时延和链路公平速率均值指标曲线,分别如图 3 和图 4 所示。两种策略的平均时延统计值没有明显的差距,虽然在过载条件下,动态决策域策略时延均值略好于决策域算法,但没有数量级的差别,因此两种算法在优先业务时延保障上的总体性能接近。

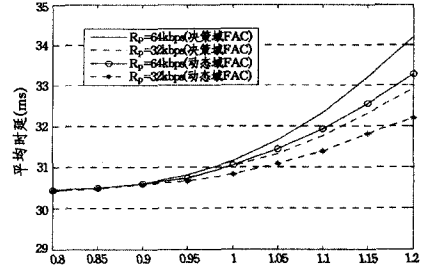


图 3 实时流的平均时延曲线

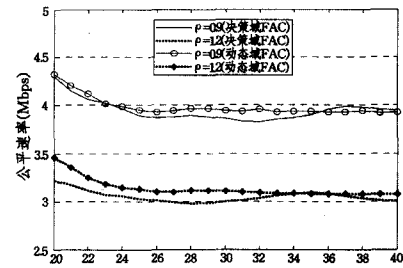


图 4 不同负载率下的公平速率均值

在链路重载和过载条件下,统计了第二个时限周期内的链路公平速率均值,总体上,两类算法的公平速率均值接近。但动态决策域策略在两种负载率下均相对稳定,显示链路进程流规模波动较小,接纳判决具有相对高的稳定性。

总之,动态决策域接纳策略通过区间化拥塞指标门限来平滑链路状态空间的转移,提高网络的稳定性。同时,通过提前整合不同业务间的状态指标来提高接纳判决条件的有效性,在动态决策域上执行接纳判决,不需要精确的链路状态,简化了算法的复杂度。仿真显示在重载和过载的情况下,动态决策域策略与决策域算法性能接近,仅仅改善了接纳判决的稳定性,为此付出的代价是需要进行拥塞指标门限动态化预计算,额外增加了网络节点的处理负担。在网络边缘智能化和处理速度飞速提高的下一代网络中,网络边缘节点能够接受该预计算。

结束语 为多业务中的关键流提供可接收的端到端传输质量保障是未来网络的核心内容,基于流感知的区分接纳控制是多业务差异化性能保障的关键技术之一。然而,基于单状态信息的接纳控制算法割裂了进程中不同业务间的联系,不能及时根据不同流间的相互影响来调整网络状态,使得用于接纳控制的判决条件存在着状态滞后性,损害了接纳控制的有效性。动态决策域接纳控制策略通过动态化拥塞指标门限来平滑链路状态空间的转移,提高网络状态边界的稳定性;同时,通过提前整合不同业务间的状态指标来提高接纳判决条件的有效性,并在动态决策域上执行区分接纳判决,不需要精确的链路状态,简化了算法复杂度。

加的网关相当于一个构件,它们之间的信息交换都要通过网关接口;网关接口包含两个端口:连接 RTI 网络的 RTI. port 和连接 VMIC 网络的 VMIC. port,其功能是将来自 RTI. port 和 VMIC. port 端口的数据分别转换成 VMIC 和 RTI 协议格式并实现两端网络的同步。下面用 TD π -ADL 来描述 VMIC 与 RTI 协议的转换网关的端口及其行为。

1) 网关的端口描述

```
component GateWay is abstraction() {
  type Data, RTI is Any, type Data, VMIC is Any, type.
  port RTI. port is {connection Data, RTI is in(Data, RTI).}
  port VMIC. port is {connection Data, VMIC is in(Data,
  VMIC).}
  port Perfor-con. port is {connection Data, RTI is in(Data,
  RTI).}
  assuming {
    protocol is (( via Data, RTI receive any, true *. via Data,
    VMIC send any, via Data, VMIC receive any, true *. via Data,
    RTI send any, if the interval of data from Data, VMIC is longer
    than some time-value than via Perfor-con, port send a message) * )
  }.
}
```

2) 网关的行为描述

```
component GateWay is abstraction() {
  ...
  behaviour is {
    protocoltransform is function (datasource); Data { unobservable}
    if datasource::RTI. port then{
      via RTI. port receive Data, RTI.
      adjust data, sendinterval.
      via VMIC. port send protocoltransform(Data, RTI).}
    if datasource::VMIC. port then{
      via VMIC. port receive Data, VMIC.
      adjust data, sendinterval.
      via RTI. port send protocoltransform(Data, VMIC).}
    behaviour()
  }
}
```

上述端口协议中的最后一条用于实现实时性能控制,即当 VMIC 网络出现故障或其它原因导致接收数据超时,网关将向 RTI 发出消息以启动备用网络。为了系统的安全性,网关端口必须满足第 3 节中的命题 1 和命题 2。

结束语 中间件是支持分布式应用的一个重要的体系结构构件,其作用是掩盖了分布和异构问题从而向应用开发者

体现出一个统一的编程模型。为了支持可重用和实现工程开放性,新一代中间件体系结构大多是基于构件和采用反身映射技术的,这使得用户能够根据需要方便地中间件进行裁剪和扩展,提高了应用系统的灵活性。形式化方法能帮助发现其它方法不容易发现的系统描述的不一致、不明确或不完整,有助于增加软件开发人员对系统的理解;因此形式化方法是提高软件系统,特别是安全攸关系统的安全性、可靠性的的重要手段。

本文分析了 TD π -ADL 的优点和基于 TD π -ADL 的软件体系结构的描述方法,提出了一个带有性能约束的构件接口模型,并深入研究了基于该模型的集成兼容性。研究结果在以航空航天某虚拟试验实时软总线的研究中得到了应用,该集成方法提高了系统的实时性和稳定性,起到了比较好的效果。

接下来的工作是,进一步细化构件接口模型,研究基于接口的构件集成与扩展机制并用基于 π 演算的模拟工具进行模拟。

参 考 文 献

- [1] Blair G S, et al. Reflective Middleware[J]. The Design and Implementation of Open ORB 2, 2001, 2(6). <http://www.computer.org/portal/site/dsonline/>
- [2] Blair G S, Coulson G, Robin P, et al. An architecture for next generation middleware[C]//Davies N, Raymond K, Seitz J, eds. Proceedings of the Middleware'98. Springer-Verlag, 1998:191-206
- [3] Parlavantzas N, Coulson G, Clarke M, et al. Towards a reflective component-based middleware architecture[C]//Cazzola W, eds. On-Line Proceedings of ECOOP 2000 Workshop on Reflection and Metalevel Architectures. 2000. <http://citesernj.nec.com/331827.html>
- [4] 胡志远,顾君忠. 中间件体系结构研究[J]. 小型微型计算机系统, 2003, 8:1466-1469
- [5] Eliassen F, Goebel V, et al. Next Generation Middleware: Requirements, Architecture, and Prototypes[C]// Proceedings of the 7th IEEE Workshop on Future Trends of Distributed Computing Systems. December 1999:60-66
- [6] Milner R. Communicating and Mobile Systems; The Pi-Calculus [D]. Cambridge University Press, 1999
- [7] Oquendo F. π -ADL: An architecture description language based on the higher-order typed pi-calculus for specifying dynamic and mobile software architectures[J]. ACM Software Engineering Notes, 2004, 29(4):1-14
- [8] 李长云,李贇生,何频捷. 一种形式化的动态体系结构描述语言[J]. 软件学报, 2006, 6:1349-1359

(上接第 94 页)

参 考 文 献

- [1] Rana K. A new approach of admission control for TCP flows [C]// 2nd IEEE International Conference on Information and Communication Technologies; from Theory to Applications (ICTTA '06). Damascus, April 2006, 2:3262-3268
- [2] Jiang Y, Ernst P J, et al. Measurement-based admission control for a flow-aware network [C]//Next Generation Internet Networks. Rome, April 2005:318-325
- [3] 邱恭安,张顺颐,王攀. 基于动态流感知的接纳控制策略研究[J]. 南京邮电大学学报, 2008, 28(3):11-16
- [4] 邱恭安,张顺颐. 决策域流感知接纳控制[J]. 应用科学学报, 2008, 26(1):55-60
- [5] Leonard B, MIMOZA D, et al. A CAC scheme for multimedia applications based on fuzzy logic [C]// 19th International Conference on Advanced Information Networking and Applications. Taipei, March 2005, 1:473-478
- [6] Oueslati S, Roberts J. A new direction for quality of service: flow-aware networking [Z]. Next Generation Internet Networks, Roma, Italy, April 2005:226-232
- [7] 陆传贵. 排队论[M]. 北京:北京邮电大学出版社, 2003:168-176