

# 基于分块消息日志的回卷恢复策略

杨金民, 张大方

(湖南大学计算机与通信学院, 湖南大学软件学院, 湖南长沙 410082)

**摘要:** 本文给出了一种基于分块消息日志的回卷恢复协议, 建立了其性能模型, 评估了协议的平均开销. 分块消息日志方法是一种可配置的一般化方法, 悲观消息日志方法和协同检查点方法是其两个特例. 性能分析结果表明, 协议配置参数具有可优化特性, 采用分块消息日志策略能够优化协议性能.

**关键词:** 分布式系统; 回卷恢复; 消息日志; 性能评估; 参数优化

**中图分类号:** TP3021.8 **文献标识码:** A **文章编号:** 0372-2112 (2004) 05-0852-03

## A Rollback Recovery Scheme Based on Partitioned Message Logging

YANG Jinmin, ZHANG Daifang

(College of Computer and Communication, Software College, Hunan University, Changsha, Hunan 410082, China)

**Abstract:** This paper presents a rollback recovery scheme based on partitioned message logging, models its performance, and then evaluates its average overhead. Our scheme is a configurable general rollback recovery approach and its two end points correspond to conventional pessimistic message logging and coordinated checkpointing, respectively. Theoretical results show that protocol overhead ratio can be reduced by right configuration parameters fitting into system characteristics. Our scheme can optimize protocol performance.

**Key words:** distributed system; rollback recovery; message logging; performance evaluation; protocol optimization

## 1 引言

回卷恢复技术<sup>[1]</sup>是实现容错计算, 提高系统可靠性的有效途径. 回卷恢复可分为基于检查点的回卷恢复和基于消息日志的回卷恢复. 评价回卷恢复协议性能的一个重要指标是协议的容错开销. 容错开销是指, 系统在有故障情况下计算任务的期望完成时间与无故障无容错情况下计算任务完成时间的差值. 容错开销包括两个方面: 无故障时开销和故障恢复开销. 无故障时开销是指系统在无故障执行时, 做检查点和消息日志等所导致的程序执行时间增加. 故障恢复开销是指发生故障时, 系统状态恢复到故障点时刻状态所花费的时间.

检查点策略直接影响检查点协议的容错开销. 当检查点间隔大时, 检查点频率小, 无故障时开销小, 但故障恢复开销大. 如果检查点间隔小, 则无故障时开销大, 故障恢复开销小. 分析评估协同检查点协议的开销率, 优化检查点设置, 现已有不少研究成果<sup>[2-7]</sup>. 现有检查点性能优化方法包括减少检查点本身开销<sup>[2]</sup>, 检查点设置位置优化<sup>[3-5]</sup>, 检查点策略优化<sup>[6]</sup>, 处理机数配置优化<sup>[7]</sup>等.

消息日志对回卷恢复协议容错开销有重要影响. 就容错开销而言, 消息日志的负面作用是它本身增加了协议的无故障时开销. 消息日志的正面作用包括三个方面: (1) 可以使系

统中各进程独立地做检查点, 减少检查点开销; (2) 故障恢复时, 可以减少回卷进程数; (3) 加快故障恢复过程. 在消息日志协议中, 无故障时开销和故障恢复开销是一个须要兼顾平衡的问题. 如果把进程之间交互的所有消息都保存到可靠存储体上, 其缺点是系统无故障时开销大; 其优点是出现故障时能够实现快速恢复. 如果只保存一部分消息或者不做消息日志, 则无故障时系统开销小, 但故障恢复时间长. 评估消息日志策略对容错开销的影响, 优化协议性能是一项很有意义的研究工作. 就我们所知, 这方面的研究甚少. 本文给出一种基于分块消息日志的回卷恢复策略, 然后对其平均性能开销进行评估, 分析协议性能特性, 讨论协议配置参数优化方法.

## 2 系统模型及回卷恢复协议

### 2.1 系统模型

分布式系统中, 进程之间交换消息, 协同完成任务. 每个进程的执行由消息事件驱动. 进程每处理完一个消息之后进入空闲状态, 等待下一个消息. 一个进程的整个执行过程可模型化为由空闲和运行单元所形成的一个序列(如图 1 所示).

进程  $P_i$  在接收事件  $RECV_i$  之前等待的时间用  $f_s$  标记, 处理消息  $m_s$  所用计算时间为  $b_s$ . 进程的第  $s$  个时间段记作  $t_s$ ,  $t_s = b_s + f_s$  (见图 1).

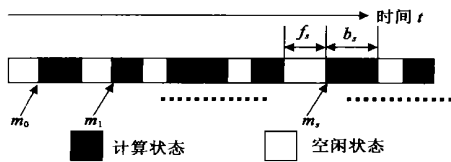


图1 进程状态序列

我们把由  $n$  个进程 ( $P_1, P_2, \dots, P_n$ ) 组成的分布式系统分为  $g$  个块. 每个块由  $m$  个进程组成,  $m = n/g$ . 划分之后, 由  $n$  个进程组成的分布式系统被视为由  $g$  个块组成的分布式系统. 假定进程故障服从泊松分布<sup>[3-8]</sup>, 进程故障率为  $K$ . 进程在正常计算, 消息日志, 做检查点, 以及回卷恢复的过程中都可能发生故障. 发生故障时, 假定故障集中在一个块中, 不会出现两个或两个以上块同时发生故障的情形. 系统一旦发生故障, 故障进程所在块进行回卷恢复. 其他块进入等待状态, 直至故障块回卷恢复完毕. 在等待状态的块不会发生故障.

### 2.1.2 分块消息日志协议

分布式系统被划分成块后, 每个块独立地做协同检查点. 块内传递的消息不做日志, 块之间传递的消息采用基于接收者的悲观消息日志方法. 为了使块之间传递的消息不会成为孤儿消息, 块内消息传递采用完全依赖关系跟踪<sup>[9]</sup>. 发送消息时, 进程把其当前状态间隔的未提交依赖关系附带在消息上一起发送给接收者. 当一个进程收到一个块外消息时, 进程在处理该消息之前, 先把消息本身、消息附带的依赖关系, 以及进程当前状态间隔的未提交依赖关系保存到可靠存储体上.

采用分块策略, 须要做日志的消息仅限于块之间传递的消息, 减少了消息日志开销. 故障时须要回卷的进程仅限于故障块中的进程, 避免了所有进程都回卷. 块内消息传递采用完全依赖关系跟踪, 以很小代价实现了系统中无孤儿消息.

## 3 协议性能评估方法

假设进程在一个检查点间隔中收到  $s$  个消息, 分别为  $m_0, m_1, \dots, m_s$ . 有效时间  $T$  为:

$$T = \sum_{j=0}^s (b_j + f_j), \quad \text{其中 } b_j, f_j \text{ 见图 1} \quad (1)$$

保存消息  $m_j$  到可靠存储体上的开销用  $h_j$  标记. 消息  $m_j$  被保存的概率为  $p_j$ .  $p_j$  有两种取值:  $p_j = 1$  或者  $p_j = 0$ . 当  $m_j$  为块外消息时,  $p_j = 1$ ;  $m_j$  为块内消息时,  $p_j = 0$ . 在一个检查点间隔中, 消息日志开销为:

$$L = \sum_{j=0}^s p_j h_j \quad (2)$$

设一个块做一个协同检查点的开销为  $C$ . 在无故障运行时, 进程完成一个检查点间隔的时间为:

$$I = C + T + L = C + \sum_{j=0}^s (b_j + f_j + p_j h_j) \quad (3)$$

如果某个进程发生故障, 则其所在的块回卷. 设发生故障时, 进程已经接收了  $k$  个消息 ( $k < s$ ). 发生故障后, 进程完成一个检查点间隔的时间由回卷时间、前滚时间、执行至检查点位置所用时间和做检查点所用时间组成:

$$V = R + \sum_{j=0}^k (b_j + (1 - p_j) f_j) + \sum_{j=k+1}^s (b_j + f_j + p_j h_j) + C \quad (4)$$

开销率<sup>[3-8]</sup>被常用来评估回卷恢复协议的性能, 开销率  $r$  定义为:  $r = T^* / T_n - 1$ . 其中  $T_n$  为系统在无故障和无容错情况下的执行时间.  $T^*$  为系统在有故障和容错情况下执行时间的期望值. 就我们所提模型, 开销率可表示为:  $r = \# / T - 1$ . 其中  $T$  为进程在一个检查点间隔中的有效时间,  $\#$  为系统在有故障和容错情况下一个检查点间隔的期望完成时间.

就一个块而言, 一个检查点间隔的期望完成时间可利用三态离散马尔科夫链来评估. 三态离散马尔科夫链如图 2 所示, 图中状态 0 为一个检查点间隔开始执行的初始状态, 状态 1 为一个检查点间隔完成后的结束状态. 状态 2 为故障恢复态. 进程在初始状态 0, 如果经过时间  $I$  (式(3)) 后没有出现故障, 则迁移到状态 1, 否则迁移到状态 2. 进程在状态 2, 如果经过时间  $V$  (式(4)) 后没有出现故障, 则迁移到状态 1, 否则回返到状态 2.

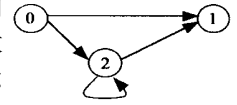


图2 三个状态的马尔科夫链

对于一个块, 一个检查点间隔的期望完成时间为:

$$\# = \frac{e^{mKV} (1 - e^{-mK})}{mK} \quad (5)$$

其中,  $K$  为进程故障率,  $m$  为一个块中的进程数,  $I$  和  $V$  分别见式(3)和式(4). 评估理论参见文献[3].

对于整个系统, 一个检查点间隔的期望完成时间为:

$$T^* = g(\# - (T + L + C)) + (T + L + C)$$

协议开销率  $r$  为:

$$r = \frac{T^*}{T} - 1 = g \left( \frac{e^{mKV} (1 - e^{-mK})}{mK} \frac{T + L + C}{T} \right) + \frac{L + C}{T} \quad (6)$$

其中  $g$  为系统中的块数,  $\#$  见式(5),  $T$  为检查点间隔大小,  $L$  为消息日志开销,  $C$  为一个块做协同检查点的开销.

从回卷恢复方面来考虑, 一个分布式应用程序的特性可以通过如下参数来描述:  $^1 b$ : 一个消息的平均处理时间;  $^0 f$ : 接收一个消息之前的平均等待时间,  $f = Ab$ ,  $A$  为一个系数;  $^2 h$ : 一个消息的平均日志时间;  $^3 C$ : 协同检查点开销;  $^4 R$ : 回卷开销;  $^5 K$ : 进程故障率.

设日志消息比率为  $\alpha$ . 从上述参数可知, 式(3)和式(4)可分别表示为:

$$I = \left( 1 + \frac{\alpha h}{(1 + 5)b} \right) T + C \quad (7)$$

$$V = \left[ 1 - \left( \frac{(5b + h)(1 + 5)b \left( \frac{1}{mK} - \frac{I e^{-mK}}{1 - e^{-mK}} \right)}{((1 + 5)b + \alpha h)T} - h \right) \frac{\alpha}{(1 + 5)b} \right] T + R + C \quad (8)$$

其中  $A, b, h, C, R$ , 和  $K$  为系统特性参数, 可通过在线测量, 统计得出.  $T, g$  和  $\alpha$  为协议参数.  $\alpha$  的下限受  $g$  和系统通信方式制约.

## 4 协议特性及优化分析

在分块消息协议日志中, 分块原则是使协议开销率最小. 协议中可优化的参数有块数  $g$ 、日志消息比率  $\alpha$  和检查点间

隔大小  $T$ . 对检查点间隔大小的优化已有深入研究<sup>[3-5]</sup>. 下面我们讨论块数  $g$  和日志消息比率  $\phi$  对开销率的影响.

影响开销率的参数既有系统特性参数, 又有协议参数, 理论分析过于复杂. 我们采用数值分析方法来探讨协议特性. 表 1 为 NAS 性能检测程序 BT 的实验数据<sup>[10]</sup>; 图 3 为 BT 在不同分块策略 ( $g$  分别为 1, 2, 4, 8 和 16) 下得出的开销率.

表 1 性能检测程序 BT 的实验数据

| n  | T  | b    | A     | h    | C   | R   |
|----|----|------|-------|------|-----|-----|
| 16 | 50 | 0.16 | 0.044 | 0.12 | 2.5 | 4.6 |

从图 3 可看出, 在进程故障率小时 (见图 3(a)), 块数  $g$  为 1 的情况下 (即协同检查点方法) 开销率最小, 性能最优. 当进程故障率大 (见图 3(c)) 时, 块数  $g$  为 16 的情况下 (即悲观

消息日志方法) 开销率最小, 性能最优. 当进程故障率在某个区段 (见图 3(b)) 时, 块数  $g$  为 8 和 4 的情况下开销率小, 优于协同检查点方法 ( $g=1$ ) 和悲观消息日志方法 ( $g=16$ ).

日志消息比率  $\phi$  对开销率也有显著影响. 开销率随日志消息比率  $\phi$  增大而增大 (见图 3). 因此在具体分块时, 应把消息传递频繁的进程划归到同一块中, 以减小日志消息比率  $\phi$ .

图 3 的数据结果表明, 分块策略是一种优化协议性能的有效方法. 进程故障率是影响协议性能的一个重要参数, 不同故障率的应用系统应采用不同的分块策略. 在具体配置协议参数  $g, \phi$  和  $T$  时, 可先选择一组  $g$  值, 然后根据系统特性参数确定每一个  $g$  值对应的  $T$  和  $\phi$  值, 再任用式 (6) 分别求出每一个  $g, T, \phi$  的开销率, 选取开销率最小的  $g, T, \phi$  作为协议的配置参数.

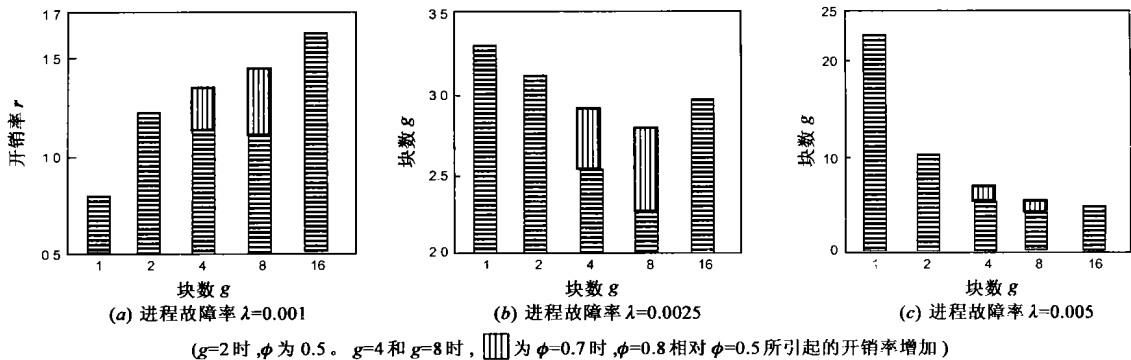


图 3 分块策略和开销率关系图

## 5 结论

本文给出了基于分块消息日志方法的回卷恢复策略. 在我们所提的回卷恢复协议中, 综合任用消息日志和协同检查点方法, 来降低协议的平均开销. 分块消息日志协议中, 系统被平分成多个块, 块之间的消息传递采用悲观消息日志方法, 块内采用协同检查点方法. 分析结果表明, 协议配置参数对协议开销率有显著影响, 具有可优化特性. 采用分块消息日志策略能够优化协议性能.

## 参考文献:

- [1] E Manetho, et al. A survey of rollback recovery protocols in message passing systems [J]. ACM Computing Surveys, 2002, 33(3): 375-408.
- [2] J S Plank, et al. Compile2assisted memory exclusion for fast checkpointing[J]. IEEE Technical Committee on Operating Systems and Application Environments, 1995: 62-67.
- [3] N H Vaidya. Impact of checkpoint latency on overhead ratio of checkpointing scheme[J]. IEEE Trans, 1997, C246(8): 942-947.
- [4] A Ziv, J Bruck. An online algorithm for checkpoint placement [J]. IEEE Trans, 1997, C246(9): 976-985.
- [5] Y Ling, et al. A variational calculus approach to optimal checkpoint placement [J]. IEEE Trans, 2001, C250(7): 699-707.
- [6] N H Vaidya. A case for two2level recovery schemes[J]. IEEE Trans, 1998, C247(6): 656-666.

- [7] J S Plank, et al. Processor allocation and checkpoint interval selection in cluster computing systems [J]. Journal of Parallel and Distributed Computing, 2001, 61(11): 1570-1590.
- [8] J S Plank, et al. Experimental assessment of workstation failures and their impact on checkpointing systems [A]. 28th International FTCS. 98 [C]. Munich: IEEE Computer Society, 1998. 48-57.
- [9] E N Manetho, et al. Manetho: Transparent rollback2recovery with low overhead, limited rollback, and fast output commit [J]. IEEE Trans, 1992, C241(5): 526-531.
- [10] S Rao, et al. The cost of recovery in message logging protocols [J]. IEEE Trans, 2000, KDE12(2): 160-173.

## 作者简介:



杨金民 男, 1967年12月生于湖南宁乡县, 1990年毕业于国防科技大学航天技术系, 1998年于湖南大学获计算机应用专业硕士学位, 现在湖南大学攻读博士学位, 主要研究兴趣有软件容错, 软件工程, 系统可靠性.

张大方 男, 1959年4月生于上海, 教授, 博士生导师, IEEE WRILT 和 IEEE ATS 指导委员会委员, 中国计算机学会容错计算专委会副主任, 全国政协委员, 主要研究方向有容错计算, 网络测试, 软件工程, 系统可靠性.