

# Cache 对磁盘阵列性能的影响

周 可, 张江陵, 冯 丹

(华中科技大学信息存储系统教育部重点实验室, 湖北武汉 430074)

摘 要: Cache 对磁盘阵列的性能影响很大. 本文从磁盘参数和通道性能两方面出发, 利用排队论和 Petri 网模型计算磁盘阵列的性能, 从理论上分析了磁盘和高速缓存各部分参数对磁盘阵列性能的影响, 并提出了提高磁盘阵列性能的若干方法.

关键词: 磁盘阵列; 高速缓存; I/O 响应时间; 吞吐量

中图分类号: TP333 文献标识码: A 文章编号: 0372-2112 (2003) 09-1332-04

## Disk Parameter and Cache Effect on RAID Performance

ZHOU Ke, ZHANG Jiangling, FENG Dan

(Huazhong University of Science and Technology Data Storage System Key Lab of Ministry of Education, Wuhan, Hubei 430074, China)

Abstract: Cache affects RAID performance very much. Considering disk parameter and channel performance, we use queue theory and Petri model to calculate RAID performance, and analyze influences of disk and Cache parameters in theory, then provide some methods to improve RAID performance.

Key words: RAID; cache; I/O response time; throughput

### 1 引言

磁盘阵列由硬件和阵列控制软件组成, 集成式磁盘阵列由处理器、主存储器、PC SCSI 总线适配器、SCSI 总线以及 SCSI 接口的磁盘驱动器组成<sup>[1]</sup>. 从磁盘的角度考虑, 分析磁盘阵列性能有两种方法, 第一种方法是忽略磁盘内部操作过程, 把磁盘当作黑匣子考虑, 即仅考虑磁盘通道的平均数传率. 第二种方法是根据磁盘内部存取数据的操作过程, 把磁盘操作当成是磁盘阵列存取数据的一部分. 第一种方法在分析计算时比较简单, 但没有考虑磁盘参数, 无法判断磁盘各部分性能对系统的影响. 第二种方法由于加入了磁盘参数的影响, 分析计算时比较复杂, 且容易受到每项技术进步的影响, 但好处是可以详细地分析磁盘各部分对整个系统的影响程度, 是一种较全面的分析方法.

本文采用上述两种方法, 对带 Cache 的磁盘阵列进行建模与分析, 分别得到其性能结果, 并提出提高系统性能改进方法.

### 2 磁盘阵列服务排队模型及分析

磁盘阵列中带有 Cache 时, 读/写命令首先经过 Cache 管理, 对于读命令, 当读命中时, 直接从 Cache 内读取数据, 若不命中, 则插入对应磁盘驱动器等待队列, 从磁盘中读取数据, 并将数据写入 Cache 内. 对于写命令, 采用写回 (WriteBack)

策略, 即将数据写入 Cache, 就认为写完成, 可向主机返回写请求完成状态信息. 若在写入时, 发现 Cache 满, 则要先腾空部分 Cache, 再写入数据. 如图 1 所示为带 Cache 的盘阵列磁盘服务排队模型<sup>[1]</sup>.

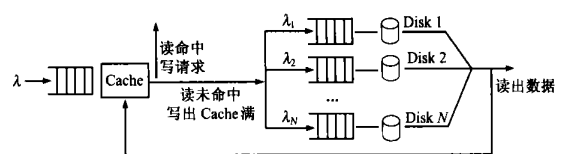


图 1 带 Cache 的盘阵列磁盘服务排队模型

假定 I/O 请求为泊松分布, 请求到达率为  $K$ , 其中读请求概率为  $p_r$ , 写请求概率为  $p_w = 1 - p_r$ . Cache 读命中率为  $h_r$ , 写 Cache 满概率为  $f_w$ . 盘阵列中一个校验组内磁盘数为  $N$ , Cache 服务时间为负指数分布, 平均服务时间为  $T_c$ . 读未命中和写 Cache 满时, 采用基于磁道的 Cache 管理策略<sup>[2]</sup>, 即每次对磁盘的操作数据大小为一个磁道大小, 磁盘服务时间为:

$$Y = S + R + B / r_d + B / r_s$$

其中  $S, R$  分别对应磁盘寻道时间和等待延时,  $r_d, r_s$  分别对应磁盘驱动器数据传输率和 SCSI 总线数据传输率, 令  $a = B / r_d + B / r_s$ , 可求得  $Y$  的期望值和二阶矩为:

$$\begin{aligned} E(Y) &= E(S) + E(R) + a \\ E(Y^2) &= E(S^2) + E(R^2) + 2E(S)E(R) \\ &\quad + 2aE(S) + 2aE(R) + a^2 \end{aligned}$$

根据 M/M/1 排队公式可求得 I/O 请求在 Cache 中的平均逗留时间为:

$$W_{Cache} = \frac{T_C}{1 - K\#T_C}$$

假定 I/O 请求经过 Cache 管理后, I/O 操作在所有磁盘驱动器上的概率相等, 即负载达到平衡, 盘阵列中每个磁盘驱动器上的 I/O 请求率相等.

$$K_i = [p_r(1 - h_r) + p_w f_w] K / N, \quad i = 1, 2, \dots, N$$

根据 M/G/1 排队公式可求得 I/O 请求在磁盘驱动器中的平均逗留时间为:

$$W_{disk} = \frac{K_i E(Y^2)}{2[1 - K_i \# E(Y)]} + E(Y)$$

I/O 平均响应时间为:

$$Z = W_{Cache} + [p_r(1 - h_r) + p_w f_w] \# W_{disk} = \frac{T_C}{1 - K\#T_C} + [p_r(1 - h_r) + p_w f_w] \left\{ \frac{K E(Y^2)}{2[1 - K\#E(Y)]} + E(Y) \right\}$$

此 I/O 响应时间 Z 是在理想情况下的 I/O 响应时间, 即 N 个磁盘驱动器有独立数据通道, 且能够达到纯并行操作. 采用 PC SCSI I/O 处理器 NCR53C8XX 作为串控制器时, 多个 SCSI 串的并行以及 SCSI 串内多线程调度多个 SCSI 存储设备并行操作都有一定的并行开销, 即每增加一个盘并行操作, 总的时间开销会有少量的增加. 令磁盘阵列中每增加一个盘并行操作的平均额外开销为 D, 当磁盘阵列中只有一个盘时, 控制软件时间开销(不包括 I/O 处理时间)为 T<sub>0</sub>, 则磁盘阵列平均 I/O 响应时间为:

$$Z_{HUSF-RAD} = T_0 + (N - 1)D + Z = T_0 + (N - 1)D + \frac{T_C}{1 - K\#T_C} +$$

$$[p_r(1 - h_r) + p_w f_w] \left\{ \frac{K E(Y^2)}{2[1 - K\#E(Y)]} + E(Y) \right\}$$

Cache 利用率 Q<sub>1</sub> = K#T<sub>C</sub>, 当 Q<sub>1</sub> = 1 时, 有 K<sub>1</sub> = 1/T<sub>C</sub>. 磁盘驱动器利用率 Q<sub>2</sub> = K<sub>i</sub>#E(Y), 当 Q<sub>2</sub> = 1 时, 有 K<sub>2</sub> =  $\frac{N}{[p_r(1 - h_r) + p_w f_w] \# E(Y)}$

当 Cache 或磁盘驱动器任一服务设备利用率为 1 时, 此时 I/O 请求到达率即为系统可服务的最大值, 由此可得出最大 I/O 吞吐量为:

$$K_{max} = \min \left[ \frac{1}{T_C}, \frac{N}{[p_r(1 - h_r) + p_w f_w] \# E(Y)} \right]$$

用字节数表示为: TP<sub>max</sub> = K<sub>max</sub>#B#E(L), 其中 L 为 I/O 请求大小(用块大小表示).

如果考虑磁盘缓存的影响, 磁盘驱动器服务时间的概率分布将有所变化. 为了更加精确地反映磁盘阵列性能, 将来的工作要研究磁盘缓存在磁盘驱动器服务时间的概率分布中所起的作用, 其结论将补充本文的分析过程.

### 3 磁盘阵列读预取 Petri 网模型及分析

图 2 为磁盘阵列存储系统的简单模型. 主机通过 SCSI 总线(主从通道)与盘阵列控制器相连. 盘阵列控制器通过它的处理器总线连接缓存, 通过 SCSI 总线(磁盘通道)连接磁盘驱

动器. 数据传输过程中所用缓存包括主从通道和磁盘通道中的数据缓冲区. 盘阵列控制器在接收到主机的 SCSI 读命令后, 会出现数据命中不预取、数据命中且预取、数据不命中等三种情况. / 数据命中 0 是指请求数据已经存放在缓存中, / 预取 0 是指从磁盘上读取可能被主机请求的数据至缓存. 假设三者的概率分别是 A、B、C, 不同的读预取策略有不同的 A、B、C 值.

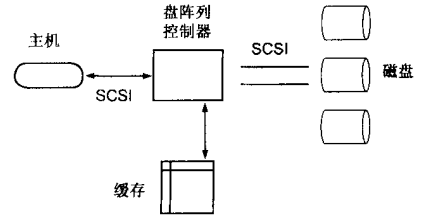


图 2 磁盘阵列存储系统模型

是 A、B、C, 不同的读预取策略有不同的 A、B、C 值.

图 3 中, P<sub>1</sub> 表示/ 主机 0 位置(place), P<sub>1</sub> 中有一个令牌(token), 表示在同一时间只有一个请求是工作的. 变迁(transition) t<sub>1</sub> 的激活表示主机传送 SCSI 命令给盘阵列控制器. P<sub>2</sub> 表示/ 盘阵列控制器 0 位置, 从 P<sub>2</sub> 出来有两种事件, 变迁 t<sub>2</sub> 指向的事件表示数据命中的处理, 发生概率为 A+B, 变迁 t<sub>6</sub> 指向的事件表示数据不命中的处理, 发生概率为 C. P<sub>3</sub> 表示/ SCSI 主从通道数据缓冲区 0 位置, P<sub>3</sub> 中有一个令牌, 表示在同一时间只能进行一个 SCSI 主从通道数据缓冲区操作. P<sub>4</sub> 表示/ SCSI 底层通道数据缓冲区 0 位置, P<sub>4</sub> 中有一个令牌, 表示在同一时间只能进行一个 SCSI 底层通道数据缓冲区操作. 变迁 t<sub>2</sub> 的激活表示数据命中情况下从缓存直接传送数据给主机. P<sub>5</sub> 表示数据命中情况下的缓存操作, 从 P<sub>5</sub> 出来一共有四种事件, 其中指向 P<sub>3</sub>、P<sub>4</sub> 的两种事件, 表示缓存操作结束后缓存空闲, 必然会发生. 指向变迁 t<sub>1</sub> 的事件表示数据命中且不预取的处理, 发生概率为 A/(A+B), 指向变迁 t<sub>4</sub> 的事件表示数据命中且预取的处理, 发生概率为 B/(A+B). 变迁 t<sub>4</sub> 的激活表示使用磁盘通道. P<sub>6</sub> 表示/ 磁盘 0 位置, P<sub>6</sub> 中有一个令牌, 表示在同一时间只有一个请求使用磁盘. P<sub>7</sub> 表示磁盘操作. 变迁 t<sub>5</sub> 的激活表示磁盘操作结束. P<sub>8</sub> 表示数据不命中情况下占用磁盘、主从通道、缓存等资源向主机传输数据. 变迁 t<sub>7</sub> 表示向主机传输数据结束. 变迁 t<sub>8</sub> 的激活表示磁盘存取完毕.

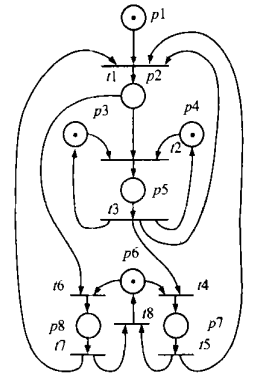


图 3 磁盘阵列的 SPN 模型

图 3 中, P<sub>1</sub> 表示/ 主机 0 位置(place), P<sub>1</sub> 中有一个令牌(token), 表示在同一时间只有一个请求是工作的. 变迁(transition) t<sub>1</sub> 的激活表示主机传送 SCSI 命令给盘阵列控制器. P<sub>2</sub> 表示/ 盘阵列控制器 0 位置, 从 P<sub>2</sub> 出来有两种事件, 变迁 t<sub>2</sub> 指向的事件表示数据命中的处理, 发生概率为 A+B, 变迁 t<sub>6</sub> 指向的事件表示数据不命中的处理, 发生概率为 C. P<sub>3</sub> 表示/ SCSI 主从通道数据缓冲区 0 位置, P<sub>3</sub> 中有一个令牌, 表示在同一时间只能进行一个 SCSI 主从通道数据缓冲区操作. P<sub>4</sub> 表示/ SCSI 底层通道数据缓冲区 0 位置, P<sub>4</sub> 中有一个令牌, 表示在同一时间只能进行一个 SCSI 底层通道数据缓冲区操作. 变迁 t<sub>2</sub> 的激活表示数据命中情况下从缓存直接传送数据给主机. P<sub>5</sub> 表示数据命中情况下的缓存操作, 从 P<sub>5</sub> 出来一共有四种事件, 其中指向 P<sub>3</sub>、P<sub>4</sub> 的两种事件, 表示缓存操作结束后缓存空闲, 必然会发生. 指向变迁 t<sub>1</sub> 的事件表示数据命中且不预取的处理, 发生概率为 A/(A+B), 指向变迁 t<sub>4</sub> 的事件表示数据命中且预取的处理, 发生概率为 B/(A+B). 变迁 t<sub>4</sub> 的激活表示使用磁盘通道. P<sub>6</sub> 表示/ 磁盘 0 位置, P<sub>6</sub> 中有一个令牌, 表示在同一时间只有一个请求使用磁盘. P<sub>7</sub> 表示磁盘操作. 变迁 t<sub>5</sub> 的激活表示磁盘操作结束. P<sub>8</sub> 表示数据不命中情况下占用磁盘、主从通道、缓存等资源向主机传输数据. 变迁 t<sub>7</sub> 表示向主机传输数据结束. 变迁 t<sub>8</sub> 的激活表示磁盘存取完毕.

表 1 SPN 的可达集

	P1	P2	P3	P4	P5	P6	P7	P8
S1	1	0	1	1	0	1	0	0
S2	0	1	1	1	0	1	0	0
S3	0	0	0	0	3	1	0	0
S4	0	0	1	1	0	0	2	0
S5	0	0	1	1	0	0	0	2

根据图 3 所示的 SPN(Stochastic Petrin Nets) 模型和变迁激活规则,可以生成描述磁盘阵列的各个操作状态的令牌可达集和可达图,分别如表 1、图 4 所示。假设图 4 中初始状态为状态 S1,变迁 t1 激活时,位置 P1 中的令牌进入位置 P2 形成状态 S2。S1 到 S2 的变迁速率为主从通道传送 SCSI 读命令的速率。若为数据命中,变迁 t2 被激活,形成状态 S3;如果数据不命中,变迁 t4 被激活,形成状态 S5。系统进入状态 S3 后,如果发生数据命中且不预取,变迁 t3 被激活,系统进入 P1;如果发生数据命中且预取,变迁 t3 被激活,系统进入 S4。系统进入 S4、S5 后,变迁 t5 被激活,系统进入状态 P1。

假设: v1 为 S1 到 S2 的变迁速率; v2 为 S2 到 S3 的变迁速率; v3 为 S3 到 S1 的变迁速率; v4 为 S3 到 S4 的变迁速率; v5 为 S4 到 S1 的变迁速率; v6 为 S2 到 S5 的变迁速率; v7 为 S5 到 S1 的变迁速率。若主机每次命令请求的数据块大小为 64K,假设磁盘阵列主从通道使用 SCSI22 卡,数据传输速率为 AMB/s;底层通道数为 3 串,每串数据传输速率为 BMB/s,数据命中预取数据长度为 64K \* N \* 3,数据不命中取数据长度为 64K \* N \* 3,盘阵列控制器处理主机发来的 SCSI 命令的速率为 V(主要是命令分解的执行速率),则根据磁盘阵列工作流程和状态变迁规则,可以得出(单位: 1/秒):

$$v1 = \text{主从通道单位时间传输命令数} = M;$$

$$v2 = V * (A + B);$$

$$v3 = (\text{主从通道传输速率} / \text{请求数据长度}) * (A / (A + B)) = (A * 1000000) / (64 * 1000) * (A / (A + B)) = A / 64 * 1000 * (A / (A + B));$$

$$v4 = (\text{主从通道传输速率} / \text{请求数据长度}) * (B / (A + B)) =$$

$$R = \begin{bmatrix} -M & M & 0 & 0 & 0 \\ 0 & -V & V(A+B) & 0 & VC \\ A * 1000 * (A / (A + B)) / 64 & 0 & -1000 * A / 64 & 1000 * A * (B / (A + B)) / 64 & 0 \\ 1000 * B / (64 * n) & 0 & 0 & -1000B / (64 * n) & 0 \\ 1 / (64n / (1000 * B) + 64 / (1000 * A)) & 0 & 0 & 0 & -1 / (64n / (1000 * B) + 64 / (1000 * A)) \end{bmatrix}$$

解此线性方程组,可求得状态 S1 至 S5 的稳定概率。

$$X1 = 125 * V * A * B / (125 * M * A * B + 8 * M * V * A * B + 8 * M * V * B * B + 8 * M * V * B * n * A + 8 * M * V * C * n * A + 8 * M * V * C * B + 125 * V * A * B) \quad (1)$$

$$X2 = 125 * M * A * B / (125 * M * A * B + 8 * M * V * A * B + 8 * M * V * B * B + 8 * M * V * B * n * A + 8 * M * V * C * n * A + 8 * M * V * C * B + 125 * V * A * B) \quad (2)$$

$$X3 = 8 * V * (A + B) * M * B / (125 * M * A * B + 8 * M * V * A * B + 8 * M * V * B * B + 8 * M * V * B * n * A + 8 * M * V * C * n * A + 8 * M * V * C * B + 125 * V * A * B) \quad (3)$$

$$X4 = 8 * V * M * A / (125 * M * A * B + 8 * M * V * A * B + 8 * M * V * B * B + 8 * M * V * B * n * A + 8 * M * V * C * n * A + 8 * M * V * C * B + 125 * V * A * B) * B * n \quad (4)$$

$$X5 = 8 * V * C * M / (125 * M * A * B + 8 * M * V * A * B + 8 * M * V * B * B + 8 * M * V * B * n * A + 8 * M * V * C * n * A + 8 * M * V * C * B + 125 * V * A * B) * (n * A$$

$$(A * 1000000) / (64 * 1000) * B / (A + B) = A / 64 * 1000 * B / (A + B);$$

$$v5 = \text{底层通道传输速率} / \text{预取数据长度} = (B * 1000000) / (64 * 1000 * n) = B / (64 * n) * 1000;$$

$$v6 = V * C;$$

$$v7 = 1 / (\text{不命中取数长度} / \text{底层通道传输速率} + \text{请求数据长度} / \text{主从通道传输速率}) = 1 / ((64 * n) / (B * 1000) + 64 / (A * 1000));$$

由于随机 petri 网同构于一个连续时间马尔柯夫链,可达图可直接转化成马尔柯夫链,因此可借助马尔柯夫链理论求得 SPN 中的每个状态的稳定概率  $X_i (i = 1, \dots, 5)$ , 推导出系统的 I/O 吞吐率。具体步骤如下: 首先根据马尔柯夫链生成一个 5 \* 5 阶的转移速率矩阵  $R = [r_{ij}]$ ,  $r_{ij} (i \neq j)$  为: 若从状态  $S_i$  到  $S_j$  有弧线连接, 则该弧线上的转移概率就是  $r_{ij}$ ; 若从状态  $S_i$  到  $S_j$  没有弧线连接, 则  $r_{ij} = 0$ 。  $r_{ii} (i = j)$  等于从  $S_i$  输出的各条弧上的转移概率之和的相反数, 并假设  $X$  为 5 维稳定概率的行向量  $X = [x_1, x_2, x_3, x_4, x_5]$ , 于是可建立下列线性方程组:

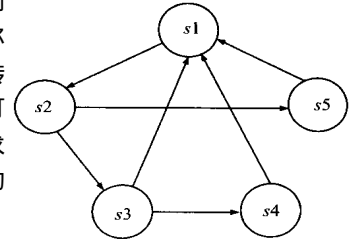


图 4 SPN 可达图

先根据马尔柯夫链生成一个 5 \* 5 阶的转移速率矩阵  $R = [r_{ij}]$ ,  $r_{ij} (i \neq j)$  为: 若从状态  $S_i$  到  $S_j$  有弧线连接, 则该弧线上的转移概率就是  $r_{ij}$ ; 若从状态  $S_i$  到  $S_j$  没有弧线连接, 则  $r_{ij} = 0$ 。  $r_{ii} (i = j)$  等于从  $S_i$  输出的各条弧上的转移概率之和的相反数, 并假设  $X$  为 5 维稳定概率的行向量  $X = [x_1, x_2, x_3, x_4, x_5]$ , 于是可建立下列线性方程组:

$$X * R = 0$$

$$X_1 + X_2 + X_3 + X_4 + X_5 = 1$$

$$+ B) \quad (5)$$

设磁盘阵列系统的读数据传输率为  $D_r$ , 则

$$D_r = (M * X_1) * \text{每次 I/O 数据请求大小} = 64 / (1 / V + 1 / M + 8 / (125 * A) + 8 * n * (B + C) / (125 * B)) \text{ (KB/s)} \quad (6)$$

### 4 结论

从 I/O 平均响应时间及最大吞吐量计算式可看出, 随着 Cache 读命中率  $h_r$  的提高和写 Cache 满的概率  $f_w$  的减少, I/O 响应时间减少, 吞吐量增大。  $h_r, f_w$  与 Cache 管理策略有关, 采用基于磁道的预取策略可提高  $h_r$ <sup>[2]</sup>, 采用 / 兵) 兵 0Cache 可降低  $f_w$ 。系统采用两个 Cache, 当一个 Cache 满时, 利用盘阵列提供的并行处理机制, 将已满 Cache 的内容后台处理, 写到盘上。同时启动使用另一个 Cache, 保证写命令到达时, 系统总有一个可用的 Cache。只有在写命令执行过程中出现双 Cache 满时, 才真正出现 Cache 满的情况, 需将待写数据转存到盘上, 显然此时写 Cache 满的概率要比采用单个 Cache 时的概率低, 即系统 I/O 响应时间会随之减少, 吞吐量增大。

从公式(6)可以看出,要提高磁盘阵列读数据传输率  $D_r$ ,就必须提高主从通道的峰值数传率 A、底层通道的平均数传率 B 以及控制器处理 I/O 命令的速度、主从通道传输一个 SCSI 命令的速度。另外,还可以通过减小预取数据长度倍数 n 和数据不命中率(B+ C)来提高  $D_r$ 。若预取数据基本命中,不难推出  $n * (B + C)$  的最小值为底层通道数。比较公式(6)中各变量的参数,要想提高  $D_r$ ,最有效的是提高底层通道的平均数传率 B,其次是提高主从通道的峰值数传率 A。至于控制器处理 I/O 命令的速度、主从通道传输一个 SCSI 命令的速度等参数,它们对  $D_r$  的影响很小。

参考文献:

[ 1 ] 冯丹. 外存储系统并行性研究[D]. 武汉: 华中科技大学, 1997.  
 [ 2 ] 周欣荣. 面向盘阵列底层操作的优化控制研究[D]. 武汉: 华中科技大学, 1997.

作者简介:



周可男, 1974 年 6 月生于湖南湘潭, 华中科技大学计算机系系统结构专业博士生, 讲师, 目前研究方向为计算机存储系统。



张江陵 男, 1930 年 8 月生于湖南双峰, 华中科技大学计算机学院教授、博导, 研究方向为计算机系统结构、计算机信息存储等。

## 第九届全国雷达学术年会征文通知

为了促进我国雷达技术的发展,使广大科研工作者在研究成果、理论方法、经验体会等方面能进行广泛深入的交流,中国电子学会无线电定位技术分会决定 2004 年 9 月在山东烟台召开/ 第九届全国雷达学术年会,会议由中国电子学会无线电定位技术分会主办,海军航空工程学院承办。这将是中国雷达界的又一次学术交流盛会,届时将邀请著名专家就雷达系统的关键技术和未来发展方向做专题报告,军方高层人士也将做军事需求报告。录用论文将出版论文集,大会将在参会宣读的论文中评选优秀论文。现将征文有关事宜通知如下:

### 11 征文范围

(1) 雷达系统 无源雷达 双(多)基地雷达 超视距雷达 相控阵雷达 雷达组网、分布式 雷达群 米波雷达 毫米雷达 空基侦察雷达 机载预警雷达 多功能一体化雷达 二次视雷达/敌我识别	遥感/遥测 (2)先进的雷达子系统 自动识别系统 天线系统 发射机/接收机 T/R 组件 主被动阵列 信号处理系统 (3)雷达新技术 激光雷达技术 超宽带雷达技术 雷达抗摧毁技术 超低副瓣技术 超微弱信号探测技	术 数字波束形成技术 软件化雷达技术 雷达抗干扰 传感器管理 雷达抗反辐射导弹 雷达诱饵 (4)雷达数据/信号处理 目标识别 多传感器信息融合 分布式信号检测 高分辨率信号处理 空2时自适应信号	处理 多目标跟踪 被动定位 SAR/ ISAR 信号处理 (5)雷达应用 交通监视与控制 空中交通管制 汽车雷达 气象雷达 探地雷达 噪声雷达 医用雷达 (6)雷达仿真建模 雷达性能评估	雷达目标仿真 杂波模型 气象模型 电磁波传播模型 (7)雷达新结构/新工艺 雷达结构集成化设计技术 地面雷达新装载体制研究 雷达自动架设与接收技术 先进制造工艺技术 (8)其他方面
---	--	---	--	---

### 21 来稿要求

(1)内容新颖,未在国内公开发行的刊物或会议上发表或宣读过;(2)论文用 Microsoft Word 排版,包括论文题目、作者姓名、作者单位、邮政编码、E2mail 地址等信息。信封上注明/ 年会征文0 字样;(3)截稿日期,2004 年 3 月 31 日。

### 31 投稿地址

山东省烟台市海军航空工程学院 402 教研室 关键(收)

邮政编码: 264001; E2mail: guanjian96@tsinghua. org. cn

电话: (0535)6635 738 传真: (0535) 6214555

山东省烟台市海军航空工程学院电子工程系信息融合技术研究所 衣晓(收)

邮政编码: 264001; E2mail: yxgx@sohu. com

电话: (0535)6637945 传真: (0535) 6600563

中国电子学会无线电定位技术分会