文章编号: 1002-0446(2000)06-0474-08

一种多移动机器人避碰规划方法*

欧锦军　朱　枫

(中国科学院沈阳自动化研究所　中国科学院机器人学开放研究实验室　沈阳　110015)

摘　要: 本文采用集中预规划方法, 通过调整机器人的运动速度实现多机器人避碰, 所提算法的基本思想为: 将机器人的运动路径分段, 然后按避碰要求对机器人通过各段的时间进行约束, 从而将避碰问题转化为高维线性空间的优化问题, 并进一步将其转化为线性方程的求解, 使问题具有明确的解析解. 由于该方法的复杂度较高, 在实现过程中采用了多种方法降低复杂度, 简化计算. 本文给出了该算法的基本思路, 有关定理及证明, 算法的化简方法, 最后给出了实验结果及分析.

关键词: 移动机器人; 运动规划; 多机器人避碰

中图分类号: TP24　　　文献标识码: B

1　引言

对多移动机器人避碰问题的研究已经进行了 10 多年, 基本思路是通过路径规划和运动规划来避免碰撞. 规划的方法有很多种, 从规划者和规划时间的角度考虑, 可以分为集中式规划与分布式规划; 离线规划与在线规划. 具体的方法有: C 空间法、单元分解法、人工势场法、特权级法、交通规则法等[1]. 早期的研究工作主要采用集中式规划方法, 随着计算机性能的提高和网络技术的发展, 对分布式规划方法的研究逐渐深入. 由于这两种规划方法各有所长, 许多研究工作采用了两种规划方式相结合的方法. 文献[2]研究了多机器人协作推物体的问题, 提出了 ACTRESS 的观点, 讨论了机器人之间的通讯方法和基于此方法的功能分配问题. 文献[3]采用动/静转换的方法进行多机器人路径规划. 文献[4]提出速度障碍的观点, 根据机器人之间的相对速度进行在线运动规划, 实现避碰. 文献[5]采用离线和在线规划结合的方法, 通过调整速度避免碰撞.

图 1　全方位移动机器人

图 1 为我所自行研制的全方位移动机器人, 共有 4 台移动机器人, 它们由一个监控系统通过无线局域网统一指挥. 机器人装有全局定位传感器和障碍检测传感器, 具有一定的自主避碰能力. 监控系统向机器人下达任务, 规划机器人的运动. 该系统采用两层控制策略, 监控系统进行集中离线的路径规划和运动规划. 机器人按照规划的路径和速度运动, 当遇到障碍时, 进行自主避碰.

由于机器人本身的传感器及智能能力有限, 因此, 监控系统在进行规划时, 应进行无碰规划, 尽量减轻机器人的负担. 对于运行中偶然出现的冲突, 则由机器人自己解决. 也就是说, 通过上下层智能的融合, 提高了整个系统的智能. 本文的研究以该系统为背景, 提出了一种无碰的集中预规划方法.

* 收稿日期: 2000- 03- 14

2　避碰规划算法

首先, 为各机器人在不考虑其它机器人的情况下独立进行路径规划, 如果某两个机器人的运动路径有交叉, 且运动速度满足一定关系, 它们就会碰撞. 本算法的基本思路为: 将各机器人的运动路径按一定规律分段, 然后通过调整机器人通过各段的时间来避免碰撞. 以下介绍的算法以下列三个条件为前提: (1) 任何机器人在起点时不妨碍其它机器人的运动. (2) 任何机器人在终点时不妨碍其它机器人的运动. (3) 机器人间的碰撞是由路径交叉引起的, 暂不考虑路径平行且相距足够近引起的碰撞.

2.1　分段

两个机器人的运动路径有冲突, 是发生碰撞的必要条件. 图 2 为两个机器人 A 和 B 的运动路径交叉的情况, 子路径 A_1A_2 和 B_1B_2 有冲突, 也就是说任一时刻, 在这两段子路径上只能有一个机器人. 图 2 中的 4 条虚线说明了分段点 A_1、A_2、B_1 和 B_2 的确定方法. 这 4 条虚线与运动路径的理论距离是机器人半径的 2 倍, 在实际应用时, 为保证安全, 应略大于理论距离.

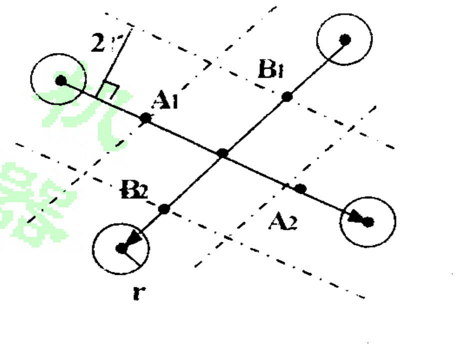

图 2　两机器人路径交叉

用如图 2 所示的方法对所有机器人的运动路径进行分段. 设有 l 个机器人, R_i 表示第 i 个机器人, $L_i=\{L_{ij}\}\ j=1\cdots D_i$ 表示 R_i 的运动路径, 其中 L_{ij}为 R_i 的一个子路径, 并用 t_{ij}表示 R_i 通过子路径 L_{ij}所需的时间, 因此 R_i 到达子路径 L_{ij}的起点所用的时间可以表示为

$$t_{i1}+t_{i2}+\cdots+t_{ij-1}=\sum_{k=1}^{j-1}t_{ik} \tag{1}$$

R_i 到达子路径 L_{ij}的终点所用的时间可以表示为

$$t_{i1}+t_{i2}+\cdots+t_{ij}=\sum_{k=1}^{j}t_{ik} \tag{2}$$

2.2　运动约束

对任一子路径 L_{ij}, 根据其长度, 机器人的最大运动速度等参数, 可计算出机器人通过该段所需的最短时间 b_{ij}, 即在规划时, 必须满足

$$t_{ij}\geqslant b_{ij}\quad(i=1,2,\cdots,l,\ \ j=1,2,\cdots,D_i) \tag{3}$$

该规划才是可实现的, 上式称为运动约束.

2.3　避碰约束

从图 2 可以看出, 为了避免碰撞, 可以有两种选择: (1) 机器人 A 到达 A_1 点时, 机器人 B 已经到达 B_2 点; (2) 机器人 A 到达点 A_2 时, 机器人 B 才到达 B_1 点. 如果用 L_{Ai}和 L_{Bj}表示这两个冲突段, 则上述两种避碰选择可表示为

$$\sum_{k=1}^{i-1}t_{Ak}-\sum_{k=1}^{j}t_{Bk}\geqslant 0 \tag{4}$$

和

$$\sum_{k=1}^{j-1}t_{Bk}-\sum_{k=1}^{i}t_{Ak}\geqslant 0 \tag{5}$$

式(4)和(5)称为避碰约束. 有一个路径冲突就有一个避碰关系, 满足避碰关系是在冲突路段无碰撞的充分必要条件. 满足避碰关系是指: 满足式(4)或(5). 不难看出, 式(4)和(5)是不可能同时满足的, 满足了一个, 则另一个一定不满足.

2.4 目标函数

任何一组满足运动约束和避碰约束的规划都是可实现的无碰规划, 必须有一个评价标准, 在一定意义上找出其中的最优值. 本文用如下目标函数

$$E=\sum_{i=1}^{l}\sum_{j=1}^{D_i}(\bar{t}_{ij}-t_{ij})^2 \tag{6}$$

式中 $\bar{t}_{ij}$为预规划时机器人通过 L_{ij}所用的时间. 使上式最小的物理意义为: 新的无碰规划在通过各段所用的时间意义上与预规划差别最小.

2.5 数学模型

假设系统中共有 m 个子路径, n 个路径冲突. 我们要求出 m 个 t_{ij}, 要求它们满足所有运动约束和避碰约束, 并使目标函数取得最小值. 如果将此问题映射到 m 维线性空间中, 每个 t_{ij}代表线性空间中的一维, 就得到如下数学模型:

(1) 在 m 维线性空间中, 空间中的点用矢量 $\boldsymbol{T}=(t_1,\cdots,t_i,\cdots,t_m)$ 表示.

(2) 已知一点 $\bar{\boldsymbol{T}}=(\bar{t}_1,\cdots,\bar{t}_i,\cdots,\bar{t}_m)$.

(3) FOM 表示系统的运动约束, 它是由 m 个不等式方程构成的不等式方程组, 其形式如下

$$\left|\begin{array}{l}\Theta_1\cdot\boldsymbol{T}-b_1\geqslant 0\\ \Theta_2\cdot\boldsymbol{T}-b_2\geqslant 0\\ \vdots\\ \Theta_m\cdot\boldsymbol{T}-b_m\geqslant 0\end{array}\right. \tag{7}$$

其中

$$\Theta_i=(\varphi_{i1},\cdots,\varphi_{ij},\cdots,\varphi_{im})\quad\left|\begin{array}{ll}\varphi_{ij}=0 & i\neq j\\ \varphi_{ij}=1 & i=j\end{array}\right. \tag{8}$$

"·"表示矢量的点乘运算, $b_i>0\quad i=1,2,\cdots,m$

(4) 系统包含 n 个避碰关系, 若用 $A_{i1}\cdot T\geqslant 0$ 和 $A_{i2}\cdot T\geqslant 0$ 表示如式(4)和(5)给出的避碰关系, 则系统的避碰约束 FOS 为如下形式

$$\left|\begin{array}{l}A_{1j_1}\cdot\boldsymbol{T}\geqslant 0\\ A_{2j_2}\cdot\boldsymbol{T}\geqslant 0\\ \vdots\\ A_{nj_n}\cdot\boldsymbol{T}\geqslant 0\end{array}\right. \tag{9}$$

其中

$$j_k\in\{1,2\}\quad k=1,2,\cdots,n \tag{10}$$

要满足某一个避碰关系, 有两种选择, 因此要同时满足 n 个避碰关系, 就有 2^n 种不同的选择. 每种选择包含 n 个不等式方程, 分别来自于 n 个避碰关系, 以下本文用 $FS_i(i=1,2,\cdots,2^n)$表示一种特定的选择, 不同的选择代表不同的通过冲突路径的先后次序.

(5) 目标函数

$$E(\boldsymbol{T}) = \sum_{i=1}^{m} (\bar{t}_i - t_i)^2 \tag{11}$$

本文以下所提最优解均为在 $E(\boldsymbol{T})$ 最小意义下的解.

2.6 求解

若预规划 $\bar{\boldsymbol{T}}$ 满足某个 FS_i, 即 $\bar{\boldsymbol{T}}$ 本身就是无碰规划, 这时 $E(\bar{\boldsymbol{T}})=0$, 所以 $\bar{\boldsymbol{T}}$ 就是最优解. 在以下的讨论中, 假设 $\bar{\boldsymbol{T}}$ 不满足任何一个 FS_i, 系统按预规划运动, 会发生碰撞.

经过上节的讨论, 已将规划问题转化为求满足 FOM 和 FOS, 并使 $E(\boldsymbol{T})$ 最小的 $\boldsymbol{T}$ 这样一个数学问题.

用 FMS_i 表示 FOM 和 FS_i 联立的不等式方程组, 它包含 $\boldsymbol{n}+\boldsymbol{m}$ 个不等式方程. 用 F_{ij}表示 FMS_i 中的不等式方程, 当 F_{ij}取等号时, 它是 $\boldsymbol{m}$ 维空间中的一个超平面, 在以下的论述中, 若提到超平面 F_{ij}, 就是指 F_{ij}取等号. 当 $\boldsymbol{T}$ 使 F_{ij}的等号成立时, 称 $\boldsymbol{T}$ 落在超平面 F_{ij}上, 该超平面 $\boldsymbol{m}$ 将维空间"切"为满足和不满足 F_{ij}的两部分. 经过 FMS_i 中所有超平面 F_{ij}"切割"后, 抛弃不满足的部分, "剩余"的部分为 FMS_i 的解集, 它是 $\boldsymbol{m}$ 维空间中的一个超多面体, 找最优解的物理意义为在这个超多面体中找到与 $\bar{\boldsymbol{T}}$ 最近的点.

引理 **1**　某个 F_{ij}, $\boldsymbol{T}'$满足 F_{ij}, $\boldsymbol{T}'$到超平面 F_{ij}的距离为 $d>0$. 若 $\boldsymbol{T}''$到 $\boldsymbol{T}'$的距离小于 d, 则 $\boldsymbol{T}''$满足 F_{ij}.

证明　用反证法, 假设 $\boldsymbol{T}''$不满足 F_{ij}, 即 $F_{ij}(\boldsymbol{T}'')<0$, 构造函数 $\boldsymbol{T}(k)=\boldsymbol{T}'+k(\boldsymbol{T}''-\boldsymbol{T}')$, 设 $\boldsymbol{A}_{ij}$是超平面 F_{ij}的法向量, $F_{ij}(\boldsymbol{T}(k))=\boldsymbol{A}_{ij}\cdot\boldsymbol{T}(k)=(1-k)\boldsymbol{A}_{ij}\boldsymbol{T}'+k\boldsymbol{A}_{ij}\boldsymbol{T}''$, $F_{ij}(\boldsymbol{T}(0))=F_{ij}(\boldsymbol{T}')=\boldsymbol{A}_{ij}\boldsymbol{T}'>0$, $F_{ij}(\boldsymbol{T}(1))=F_{ij}(\boldsymbol{T}'')=\boldsymbol{A}_{ij}\boldsymbol{T}''<0$, 不难证明 $F_{ij}(\boldsymbol{T}(k))$关于 k 连续, 因此, 根据中值定理, 一定存在 $0<k'<1$, 使 $F_{ij}(\boldsymbol{T}(k'))=0$, 即 $\boldsymbol{T}(k')$在超平面 F_{ij}上, 由已知条件, $DIS(\boldsymbol{T}(k'),\boldsymbol{T}')\geqslant d$, 其中 $DIS(\boldsymbol{A},\boldsymbol{B})$表示 $\boldsymbol{A}$ 与 $\boldsymbol{B}$ 的距离. 又由 $\boldsymbol{T}(k)$的定义可知 $DIS(\boldsymbol{T}(k'),\boldsymbol{T}')<DIS(\boldsymbol{T}'',\boldsymbol{T}')<d$, 矛盾. 定理得证.

定理 **1**　对 FMS_i, 其最优解一定落在 FMS_i 中某个或某几个超平面上.

证明　用反证法, 假设 $\boldsymbol{T}'$是 FMS_i 的最优解, 且 $\boldsymbol{T}'$不在任何超平面上, 设 $d>0$ 为 $\boldsymbol{T}'$到这些超平面距离的最小值, 令 $\boldsymbol{T}''=\boldsymbol{T}'+\dfrac{d/2}{DIS(\bar{\boldsymbol{T}},\boldsymbol{T}')}(\bar{\boldsymbol{T}}-\boldsymbol{T}')$, 这时 $DIS(\bar{\boldsymbol{T}}'',\boldsymbol{T}')\dfrac{d}{2}<d$, 由引理 1, $\boldsymbol{T}''$满足 FMS_i, 且 $DIS(\bar{\boldsymbol{T}},\boldsymbol{T}'')=DIS(\bar{\boldsymbol{T}},\boldsymbol{T}')-d/2<DIS(\bar{\boldsymbol{T}},\boldsymbol{T}')$, 与假设矛盾. 所以最优解一定落在某个或某几个超平面上.

由定理 1, 求 FMS_i 的最优解的问题就变成了求它的每一个超平面组合的最优解的问题. 设 FMS_i 的某一超平面组合如下所示:

$$\left|\begin{array}{l} b_{11}t_1+b_{12}t_2+\cdots+b_{1m}t_m=d_1 \\ b_{21}t_1+b_{22}t_2+\cdots+b_{2m}t_m=d_2 \\ \vdots \\ b_{l1}t_1+b_{l2}t_2+\cdots+b_{lm}t_m=d_l \end{array}\right. \tag{12}$$

现要求满足式(12)且与 $\bar{\boldsymbol{T}}$ 最近的点. 这是典型的约束极值问题, 可用 Lagrange 法求解. 令

$$\begin{aligned} J = \sum_{k=1}^{m}(t_k-\bar{t}_k)^2 &+ \lambda_1(b_{11}t_1+b_{12}t_2+\cdots+b_{1m}t_m-d_1)+\cdots \\ &+ \lambda_l(b_{l1}t_1+b_{l2}t_2+\cdots+b_{lm}t_m-d_l) \end{aligned} \tag{13}$$

对每个 t_k 求偏导数得

$$\begin{cases} \dfrac{\partial J}{\partial t_1} = 2(t_1 - \bar{t}_1) + \sum_{k=1}^{l} \lambda_k b_{k1} = 0 \\ \dfrac{\partial J}{\partial t_2} = 2(t_2 - \bar{t}_2) + \sum_{k=1}^{l} \lambda_k b_{k2} = 0 \\ \cdots \\ \dfrac{\partial J}{\partial t_m} = 2(t_m - \bar{t}_m) + \sum_{k=1}^{l} \lambda_k b_{km} = 0 \end{cases}$$

式(12)和(14)一共是 $l+m$ 个线性方程, $l+m$ 个变量, 可解.

由上一方法求得的是落在 FMS_i 的某一个超平面组合上并与 $\bar{\boldsymbol{T}}$ 最近的点, 若该点同时满足 FMS_i 中的其它不等式方程, 则该点为候选最优解, 所有候选最优解中使 $E(\boldsymbol{T})$ 最小的解为 FMS_i 的最优解. 若用 C 表示系统的解集, 用 C_i 表示 FMS_i 的解集, 有 $C=\bigcup_{i=1}^{2^n} C_i$. 因此系统的最优解一定是某个 FMS_i 的最优解, 这样用上述方法求出每一个 FMS_i 的最优解后, 进行比较即得出系统的最优解.

3 简化计算的方法

3.1 避免对不可能组合的计算

根据 $\bar{\boldsymbol{T}}$ 可以将某个 FMS_i 包含的所有不等式方程分成两类:

(1) $\bar{\boldsymbol{T}}$ 满足的不等式方程属于 S 类;

(2) $\bar{\boldsymbol{T}}$ 不满足的不等式方程属于 NS.

引理 **2** 某个 F_{ij}, 它的解集是凸的.

证明 设 $\boldsymbol{A}_{ij}$是超平面 F_{ij}的法向量, $\boldsymbol{A}_{ij}\cdot \boldsymbol{T}'\geqslant 0$, $\boldsymbol{A}_{ij}\cdot \boldsymbol{T}''\geqslant 0$, 令 $a>0$, $b>0$, $a+b=1$, $\boldsymbol{A}_{ij}\cdot(a\boldsymbol{T}'+b\boldsymbol{T}'')=a\boldsymbol{A}_{ij}\cdot \boldsymbol{T}'+b\boldsymbol{A}_{ij}\cdot \boldsymbol{T}''\geqslant 0$, 定理得证.

定理 **2** 对 FMS_i, 其最优解所在的超平面组合中, 至少有一个超平面方程属于 NS 类.

证明 用反证法, 假设 $\boldsymbol{T}'$ 是 FMS_i 的最优解, 它落在超平面组合 P 上, 且这些超平面都是 S 类的超平面. 令 $\tilde{P}=FMS_i-P$, 设 $d>0$ 为 $\boldsymbol{T}'$ 到 $\tilde{P}$ 中超平面距离的最小值, 令 $\boldsymbol{T}''=\boldsymbol{T}'+\dfrac{d/2}{DIS(\bar{\boldsymbol{T}},\boldsymbol{T}')}(\bar{\boldsymbol{T}}-\boldsymbol{T}')$, 由于 $\bar{\boldsymbol{T}}$ 满足 P, 由引理 2 可知 $\boldsymbol{T}''$也满足 P, 同时类似于定理 1 的证明, $\boldsymbol{T}''$ 也满足 $\tilde{P}$, 所以 $\boldsymbol{T}''$满足 FMS_i, 且 $DIS(\bar{\boldsymbol{T}},\boldsymbol{T}'')=DIS(\bar{\boldsymbol{T}},\boldsymbol{T}')-d/2<DIS(\bar{\boldsymbol{T}},\boldsymbol{T}')$, 与假设矛盾. 定理得证.

由定理 2 可知, 对于 FMS_i 的某个超平面组合, 如果它不包含 NS 类的超平面, 那么这个组合的最优解不可能是 FMS_i 的最优解, 因此不用计算.

3.2 避免对不必要组合的计算

用 FC_{ij}表示 FMS_i 的某个超平面组合. FC_{ij}的最优解的情况有三种: (1) 无最优解; (2) 有最优解, 但这个最优解不满足 FMS_i; (3) 有最优解, 且这个最优解满足 FMS_i.

假设 $FC_{ij1}\subset FC_{ij2}$, 那么 FC_{ij2}的解集包含于 FC_{ij1}的解集.

- 当 FC_{ij1}的最优解属于第(1)种情况时, 可知 FC_{ij2}的最优解一定属于第(1)种情况
- 当 FC_{ij1}的最优解属于第(3)种情况时, FC_{ij2}的最优解不可能优于 FC_{ij1}的最优解.

因此, 如果按照由少到多的次序计算 FMS_i 的超平面组合, 就可以省略对许多超平面组合情况的计算.

3.3　字典序算法

因为 $FMS_{i1} \cap FMS_{i2} \neq \Phi$, 所以它们可能有相同的组合. 如果分别求每个 FMS_i 的最优解, 为避免相同组合被多次计算, 需要记住已经计算过的组合, 编程时需要相当大的存储空间.

如果将 FMS_i 包含的不等式方程顺序编号为 1, 2, …, $n+m$. 它的所有超平面组合可以表示为树的形式, 如图 3 所示:

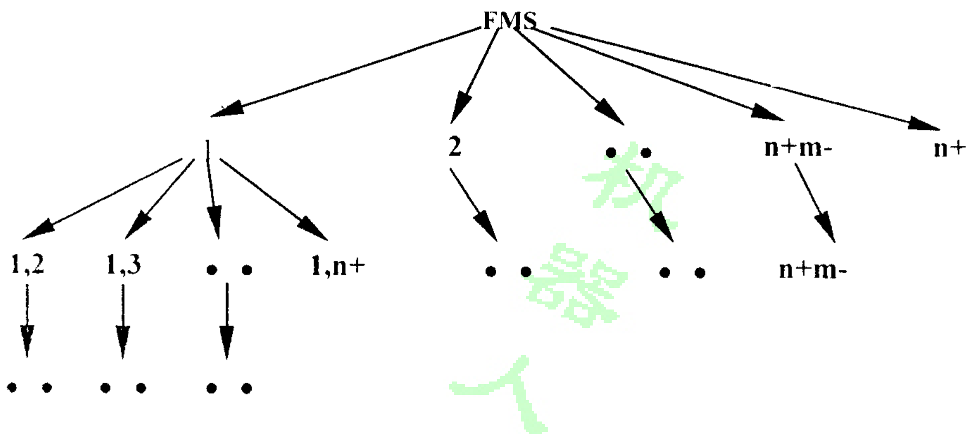

图 3　FMS_i 的组合树

除了根节点之外, 每一个节点代表一种超平面组合. 采用这种树的形式, 非常有利于 FMS_i 的求解. 当计算到某一个节点, 根据这个节点的最优解的情况, 就可以知道下一个应计算的节点. 如果最优解的情况是第(1)或第(3)类, 那么下一个节点就是当前节点的兄弟节点; 如果是第(2)类, 那么下一个节点就是当前节点的子节点. 这种遍历方法是深度优先的, 很自然地跳过了不需要计算的节点. 从编程的角度考虑, 不用记已经计算过的节点, 不用判断当前节点是否包含已经计算过的节点, 节省了时间和空间. 根据定理 2, 编号时应将 NS 类不等式方程放在前面, 这样包含 NS 类不等式方程的超平面组合总是先被计算, 当遇到第一个不包含 NS 类不等式方程的节点时, 遍历也就结束了.

结合上述组合树, 设计了一个字典序算法. FOM 包含 m 个不等式方程, FOS 包含 n 个避碰关系, 每个避碰 n 关系包含 2 个不等式方程, 因此系统中共有 $m+2n$ 个不等式方程. 将 NS 类不等式方程放在前面, 所有不等式方程顺序编号为 1, 2, …, $m+2n$. 每种超平面组合都可以用不等式方程的编号组合表示, 编号是由小到大顺序排列的, 因此可以将每一个超平面组合看作是英文词典中的一个单词, 按照英文词典中单词的排序方法, 所有超平面组合间存在前后关系, 这就是字典序的由来. 用深度优先法遍历组合树时, 恰好是按照由前到后的顺序进行的. 字典序算法如下:

(1) 建立一个长度为 2^n 的数组 Tree, Tree[i]存储 FMS_i 包含的不等式方程的编号.

(2) 建立一个长度为 2^n 的数组 Pos, Pos[i], 存储 FMS_i 的当前超平面组合, 初始值为 Tree[i]中的最小编号.

(3) 在 Pos 中找第一个最小的超平面组合, 如果 Pos 为空, 转(8).

(4) 计算 Pos(Min)的最优解.

(5) 如果无解, 遍历 Pos, 找到每一个与 Pos(Min) 相等的 Pos(i), 用它的兄弟节点代替它.

(6) 如果有解, 遍历 Pos, 找到每一个与 Pos(Min) 相等的 Pos(i), 如果解满足 Pos(i), 用它的兄弟节点代替它; 如果解不满足 Pos(i), 用它的子节点代替它.

(7) 转(1).

(8) 结束.

Tree[i]就是 FMS_i 的组合树, Pos(i)就是 Tree[i]的当前节点. 当 Pos(i)满足遍历结束的条件时, 就将 Pos(i)置为 NULL. 当每一个 Pos(i)都为 NULL 时, 称 Pos 为空. 在 Pos 中找最小的超平面组合也就是在 Pos 中找排在最前的超平面组合.

4　仿真实例

仿真实例如图 4, 5 所示. 图 4 是按照预规划运动的情况, 图 5 是规划后运动的情况. 在此例中, 有 2 个路径冲突, 分段之后有 8 个时间变量. 如果不进行简化计算, 就要求 4096 次超平面组合的最优解, 采用字典序算法仅计算了 430 次超平面组合的最优解, 即得到了系统的最优解.

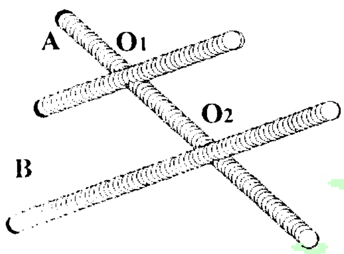

图 4　预规划运动

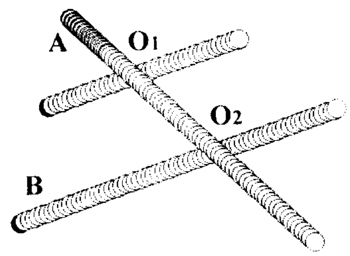

图 5　规划后运动

从图中可以看出, 如果按预规划运动, 在 O_1 和 O_2 处都有碰撞. 规划之后, 仅机器人在第一段路径上的速度变小, 其它机器人的运动情况都无变化, 并且系统无碰撞.

5　结束语

本文讨论了一种多移动机器人集中规划的方法. 它将规划问题转化为高维线性空间的优化问题, 并可采用线性方程求解. 该方法具有完整严格的凝学形式, 最优意义明确, 但计算量较大. 通过对系统的分析, 得到了一些效果明显简化计算的方法, 但系统的复杂度仍然较高, 实际上, 本方法还有极大的进一步化简的潜力与可能, 目前正进行这方面的工作, 有关结果将另文发表.

参　考　文　献

1　Tamio ARAI, Jun OTA. Motion Planning of Multiple Mobile Robots. IEEE/RSJ Int Conf on Intelligent Robots and Systems, 1992: 1761- 1768

2 Hajime ASAMA, Koichi OZAKI, Kujirai. Functional Distribution Among Multiple Mobile Robots in An Autonomous and Decentralized Robot System. IEEE Int Conf on Robotics and Automation, 1991: 1921- 1926
3 Hiroshi Noborio, Hatsu- Cho. A Cooperative Path-Planning for Multiple Automata by Dynamic/Static Conversion. IEEE/RSJ Int Conf on Intelligent Robots and Systems, 1993: 1955- 1962
4 Paolo Fiorini, Zvi Shiller. Motion Planning in Dynamic Environments Using Velocity Obstacles. Int Jour of Robotics Research, 1998, **17**(7), 760- 772
5 孙茂相, 周明等. 多移动机器人实时最优运动规划. 控制与决策, 1998, **13**(2): 125- 130

A METHOD OF COLLISION FREE PLANNING FOR MULTI-ROBOT

OU Jin-jun ZHU Feng
(*Shenyang Institute of Automation, Robot Lab, Chinese Academy of Sciences* 110015)

Abstract: A centralized motion planning method has been presented in this paper, it realizes the collision avoidance in a multi-robot system by adjusting the velocity of robots. The basic idea of this method is: the paths of robots are segmented to several sub-paths first, and then the restrictions to the time of robot passing through these sub-paths can be established according to the request of collision avoidance. So, the question has been converted to an optimal question in a linear-space and it can be resolved by a group of linear equations in closed form. Because this method has a high complexity, several ways have been developed to reduce the burden of calculation. The basic idea of this method, some related theorem and their proving, the method of predigestion are presented in this paper, the simulation results and a short discussion are also given in the last session of this paper.

Keywords: mobile robot, motion planning, collision avoidance of multi-robot

作者简介:
欧锦军 (1975-), 男, 硕士研究生. 研究领域: 多机器人系统.
朱 枫 (1962-), 男, 副研究员. 研究领域: 机器人视觉, 机器人, 传感器及信息处理, 虚拟现实等.