

文章编号: 0258-7025(2004)10-1269-06

共边排样件激光切割路径的规划

刘会霞, 王 霄, 周 明, 蔡 兰

(江苏大学机械工程学院, 江苏 镇江 212013)

摘要 排样软件的应用使材料利用率得到了很大提高,然而后续切割软件若不能保证有效地切割零件、保证零件质量及提高生产率,则排样软件在材料利用率上获得的收益将丧失。基于图论学理论,建立了规则与非规则零件共边排样时激光切割路径规划的数学模型,给出了在充分考虑加工质量、加工效率、制造成本情况下的激光切割路径优化目标:打孔点最少以及切割中割嘴空行程最短。提出了满足激光切割工艺要求的三个切割路径优化算法:用于求解理想情况下共边切割路径优化问题的一个新的欧拉回路算法;基于奇度顶点完全图最小权最大匹配算法来求解一般情况下共边切割路径优化问题的算法;利用废料区域进一步减少打孔点的处理策略与求解算法。给出了各种算法的运行实例,验证了所提出的算法的有效性。

关键词 激光技术;共边切割;图论;割嘴;路径规划;打孔点;空行程

中图分类号 TN 249;TP 301.6 **文献标识码** A

Nozzle Path Planning of Edge-Shared Nested Workpiece in Laser Cutting

LIU Hui-xia, WANG Xiao, ZHOU Ming, CAI Lan

(School of Mechanical Engineering, Jiangsu University, Zhenjiang, Jiangsu 212013, China)

Abstract Nesting software optimizes material yield, but if the parts cannot be cut efficiently, ensuring part quality and increased the throughput, the savings gained in material efficiency are lost. Based on graph theory, the mathematical model of nozzle path planning problem for the laser cutting of the edge-shared nested regular or irregular parts is established in this paper. The optimization objective of the problem is defined as minimum pierce points and shortest vacant path of nozzle in edge-shared cutting, which includes machining quality, efficiency and manufacturing cost. Three algorithms to solve the problem are presented that can meet the laser cutting technics. The first algorithm is a new Eulerian trail algorithm to solve the problem under ideal circumstances, The second algorithm uses the algorithm based on the minimum weight and maximum matching algorithms of complete graph with the vertices of odd degree to solve the problem under general circumstances, The third algorithm uses the scrap areas to investigate further reduction in the number of pierce points. Every sort of application instance of the three algorithms mentioned is presented and their validity is testified.

Key words laser technique; edge-shared cutting; graph theory; nozzle; path planning; pierce points; vacant path

1 引 言

当前,激光切割技术日益普及,要充分发挥数控激光切割机床的效能,还需借助于排样软件和激光切割自动编程软件来实现。排样软件的目的是在给定大小的板材上排列尽可能多的零件或将给出的零件排列在尽可能小的板材上,从而使材料利用率

尽可能高。而自动编程软件的目的是根据排样的板材图形来规划切割路径,并自动生成数控加工切割机床的数控代码,保证数控机床自动完成切割^[1,2]。在实际生产中,激光切割机用户认识到:如果自动编程不能保证有效地切割零件、保证部件质量及提高产量,排样软件在材料效率上获得的收益将会丧失^[3]。排样软件的新发展趋势是充分考虑后续切割

收稿日期:2003-05-26;收到修改稿日期:2003-08-13

作者简介:刘会霞(1964—),女,陕西户县人,江苏大学机械工程学院副教授,在职博士研究生,主要从事 CAD/CAM,网络化制造,激光加工技术等方面的研究。E-mail:lhx@ujs.edu.cn

机床的效率,即采用共边排样实现共边切割^[3,4]。共边切割是在优化排样时按照一定规则将具有长边的零件尽可能以长边对长边的方式排列在一起,在生成切割指令时对这些零件外轮廓的公共边部分只进行一次切割。共边切割已被认为是提高切割效率、节省切割成本的重要措施。但现在的数控切割自动编程软件中,切割路径的确定仍不能令用户满意。绝大多数自动编程系统仍是靠操作者的经验在共边排样好的板材上交互式地生成切割路径的顺序。由于排样板材中零件位置分布复杂,因此手工设置切割路径就显得十分复杂。另外,即使有少量的能实现共边切割路径自动化生成的商品化数控自动编程系统,但其切割路径并不理想,存在着打孔点过多及空行程较长的问题,直接影响切割效率与加工质量。本文的研究重点就是在共边排样好的板材上,为自动编程系统研究出割嘴路径规划的高效处理算法,最大限度提高效率,保证质量,降低切割成本。

2 共边排样件切割路径的数学模型

2.1 共边排样件的图论表达

图 1 是板材上待切割零件典型的共边排样布局图。共边排样件图形十分适合于用图论或网络图来表达,而且图论技术是解决割嘴路径优化问题的一

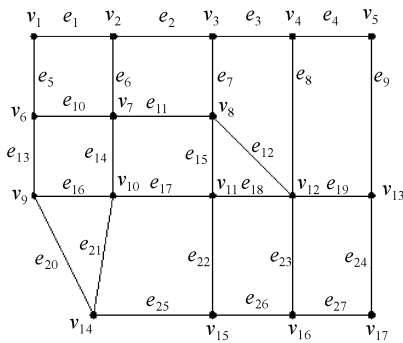


图 1 板材上共边排样布局图
Fig. 1 Layout of edge-shared nesting parts on a metal sheet

个重要理论与方法。很显然共边排样图形属于图论中的无向图^[5,6]。图论中无向图 G 是一个非空有限集合 $V(G)$ 和 $V(G)$ 中某些元素的无序对的集合 $E(G)$ 构成,即 $G = (V, E)$,其中 $V = V(G) = \{v_1, v_2, \dots, v_n\}$ 仍称为图 G 的顶点集; $E = E(G) = \{e_1, e_2, \dots, e_n\}$ 称为图 G 的边集合, E 中的每一个元素

e_k (即 V 中某两元素 v_i, v_j 的无序对)记为 $e_k = (v_i, v_j)$ 或 $e_k = v_i v_j$,或 $e_k = v_j v_i (k = 1, 2, \dots, m)$,被称为该图的一条边。图 1 排样图中都是由首尾连接的直线、圆弧等图元所构成,直线、圆弧的端点构成图论表达中的顶点。为了统一并准确地用图论表达共边排样图形,假设共边排样图形信息已经过如下处理:

1) 共边图形信息中已将共边的较短边或等边的某一零件上重合的一边的图形信息删除,如图 2,图 2(a)中两单一零件 I, II 共边排样后形成图 2(b),此时应删除零件 II 短边 eh 。显而易见,若不删除,后续图形信息处理时,仍会自动读取到这条边的信息,不但影响图论表达而且后续数控加工编程仍对这一条边产生加工指令,这样会产生虽共边排样但这些边仍会重复加工的情况,丧失了共边排样共边切割的本意。

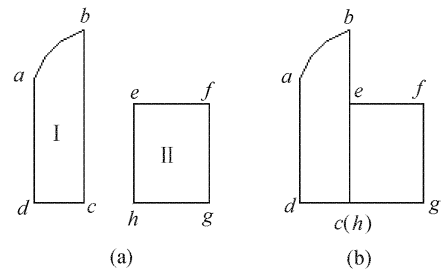


图 2 共边排样重合边处理示意图
Fig. 2 Treat with edge-shared in edge-shared nesting parts

2) 按图形系统所记录的信息,在图 2(b)中顶点 e 的度数应为 1,而不是 3。因为边 bc 是由一条直线一次绘制出来的,即不会产生顶点 e 分割边 bc 而形成边 be, ec 的情况。在本文中为确保排样图是一个连通图,已采用了一定的算法,能检测到顶点 e 在直线 bc 上,并将其分割为两段形成边 be, ec 。这样顶点 e 的度数已变成了 3 而不是 1。

3) 共边排样前,每一个零件都是由首尾连接的直线、圆弧等图元所构成的连通的闭路,共边排样后由于任一零件至少有一个边与另一零件相重合,这样再经过 2) 的处理,则排样构成的 G 图总是连通的。

通过上面的分析,图 1 用 $G = (V, E)$ 来表达时, $V = \{v_1, v_2, \dots, v_{17}\}, E = \{e_1, e_2, \dots, e_{27}\}, e_1 = (v_1, v_2), e_2 = (v_2, v_3), e_3 = (v_3, v_4), \dots, e_{27} = (v_{16}, v_{17})$ 。

2.2 共边切割路径问题的建模

实际生产中最常见的激光切割机床一般仅有一个激光切割头也就是一个切割割嘴。按实际切割工艺,共边切割路径规划问题是:无论任何顺序的路径都要求 G 图中所有边只能被割嘴切割一次(即遍历一次),而且不得重复切割任何边。这是因为板材一旦切开会发生热变形和移动,若再重复切割则会影响到加工断面质量。这点与 G 图某些问题求解可重复走 G 图中某些边是不同的。把割嘴遍历 G 图所有边当且仅当一次用数学模型来表达,则需要一系列路径

$G = P_1 \cup P_2 \cup \dots \cup P_K$, 且 $\forall i, j \quad P_i \cap P_j = \emptyset$

对激光切割而言,一个路径仅需要一个打孔点,而打孔点可选路径的起点或终点中的任一顶点,当共边排样 G 图被分解为不同的切割路径,激光切割共边排样件的过程就很容易描述。对图 1 而言,若切割路径优化分为 5 条: path 1: $v_6 e_{10} v_7 e_{11} v_8 e_{12} v_{10}$; path 2: $v_2 e_6 v_7 e_{14} v_{10} e_{21} v_{14}$; path 3: $v_3 e_7 v_8 e_{15} v_{11} e_{22} v_{15}$; path 4: $v_4 e_8 v_{12} e_{23} v_{16}$; path 5: $v_9 e_{20} v_{14} e_{25} v_{15} e_{26} v_{16} e_{27} v_{17} e_{24} v_{13} e_{19} v_{12} e_{18} v_{11} e_{17} v_{10} e_{16} v_9 e_{13} v_6 e_5 v_1 e_1 v_2 e_2 v_3 e_3 v_4 e_4 v_5 e_9 v_{13}$ 。且打孔点定为: $v_6, v_{14}, v_3, v_{16}, v_9$, 其打孔顺序为: $v_6, v_{16}, v_3, v_{14}, v_9$ 。则一个完整的切割过程可表示为:割嘴快速移动到 v_6 (开光打孔) $\xrightarrow{\text{切割}}$ path 1 到 v_9 (关光) $\xrightarrow{\text{快速直线空移}}$ v_{16} (开光打孔) $\xrightarrow{\text{切割}}$ path 4 到 v_4 (关光) $\xrightarrow{\text{快速直线空移}}$ v_3 (开光打孔) $\xrightarrow{\text{切割}}$ path 3 到 v_{15} (关光) $\xrightarrow{\text{快速直线空移}}$ v_{14} (开光打孔) $\xrightarrow{\text{切割}}$ path 2 到 v_2 (关光) $\xrightarrow{\text{快速直线空移}}$ v_9 (开光打孔) $\xrightarrow{\text{切割}}$ path 5 到 v_{13} (关光,切割完成)。

从上述切割路线可看出:共边切割除打孔及开光切割路径外,切割过程还包括一个路径切完后关光快速直线空移到下一个切割路径,这就是所谓切割过程的空行程。这些问题就构成了共边切割的路径优化问题:它要求割嘴路径不但要满足单割嘴必须遍历 G 图中所有边当且仅当一次,而且要尽量达到打孔点数量要少以及切割过程空移行程要短。这个目标正是激光切割机床用户所关心的。空行程最短能减少机床运行时间,降低成本,而打孔点最少更是十分必要,因为一般情况下激光打孔的时间较长,而且打孔点处的质量远低于连续切割处的质量。通过上述分析,共边切割路径优化的关键是求打孔点少且空行程要短的 G 图的路径划分及排序。若不同路径间空行程用 d_{p_j} 表示,共边切割路径优化的数

学模型就可表示为:对于无向图 G ,需求一系列路径

$$G = P_1 \cup P_2 \cup \dots \cup P_K$$

$$\text{其中 } \forall i, j \quad P_i \cap P_j = \emptyset$$

且满足:打孔点最少, $\min K$, 空行程最短, $\min \sum d_{p_j} (j = 1, 2, \dots, K)$ 。

3 共边切割路径优化算法

共边切割路径优化与共边排样赋权无向 G 图顶点的度数性质有密切的关系。

3.1 最理想状态下共边切割路径的解

如果 G 图中各顶点的度数均为偶数,则 G 图一定是一个欧拉回路,即可无重复边一笔绘出,并且由欧拉回路性质可知,从任一点出发都能求得一欧拉回路。这反映在切割上就是仅有一个打孔点且 G 图中无空行程一次连续可切割出零件。

假若 G 图中仅有两个顶点 v_i, v_j 的度数为奇数,其某顶点的度数均为偶数,则一定存在从 v_i 到 v_j 的一条路径,它经过了 G 各边一次且无重复边,这又称为欧拉通路。这个问题不难理解,连接 v_i, v_j 补加一条新边,则此时 G 图变成各顶点的度数都是偶数,即构成了欧拉回路,求得欧拉回路后,再去掉 v_i 与 v_j 间补加边即得到 v_i 到 v_j 的欧拉通路。显然欧拉通路也仅需一个打孔点且一次切割中无空行程。

以上两种情况是最理想的共边切割情况,而且其解法都与求解欧拉回路有关。当前,求解欧拉回路比较有名的算法是 Fleury 算法及逐步插入回路算法^[7,8],然而这些算法都不适应用在共边切割上。因为在共边切割时还必须满足的一个重要约束条件是每个零件仅当 G 图中所有内部边切割完后才能从毛坯板上掉下来,也就是当 G 图中一个回路被切割掉时,它的内部再无别的以该回路任一顶点为公共顶点而形成的任何回路(零件)。这个约束的提出是基于对实际切割工艺过程的考虑:切割中一旦一个回路被切割即这部分板料会因重力而自然下落并使其位置发生变化。若薄板再受热变形的影响,其情况更为严重。因此不适应以该回路某一公共点在其内再进行切割。下面提出一种满足共边排样切割的欧拉回路求解算法。

算法 1(最理想状态下共边切割路径算法)

设 C 是共边排样欧拉图中沿着图形外围周长的封闭路径,显然 C 是一个欧拉图。现将 G 中属于 C 的边全删去,再去掉孤立顶点得图 G_1 , 则 $G_1 = G - E(C)$ 中各顶点度数的奇偶性质不变。对于共边排

样,由于至少有两个零件,故 $E(G) - E(C) \neq \Phi$,所以 G_1 可由连通分支 $G_{11}, G_{12}, \dots, G_{1k}$ 来表达,即: $G_1 = G_{11} \cup G_{12} \cup \dots \cup G_{1k}$,而且每个最大连通分支 $G_{1i} (i = 1, 2, \dots, k, k \geq 1)$ 仍为欧拉图,且 G_{1i} 互不连通。假若 $G_{11}, G_{12}, \dots, G_{1k}$ 欧拉环游已求出,并令 C_{1i} 是 G_{1i} 的欧拉环游,再回到原来的 G 图中,由于 G 连通,所以每个 C_{1i} 与 C 至少有一个公共顶点,设其中之一为 $VW_i \in V(C) (i = 1, 2, \dots, k)$ 。由 C 中的某个点 V_1 出发沿 C 前进,每行至一个顶点 VW_i 就是先走完 C_{1i} 再回到 VW_i 继续沿 C 前进,这样可以遍历每一条边一次且仅一次回到出发点 V_0 ,这样的行走轨迹就是 G 的一条共边切割欧拉环游。对于 C_{1i} 的求法,若 $E(G_{1i}) - E(C_{1i}) = \Phi$,则 C_{1i} 就是沿着 C_{1i} 图形外围周长封闭路径。而 $E(G_{1i}) - E(C_{1i}) \neq \Phi$,则要先求出沿着 G_{1i} 图形外围周长的封闭路径 C'_{1i} ,仿照求 G 的思路,如此继续下去,经过有限次,即可得到 G 的欧拉环游。

依据以上思路,很容易形成一个递归的求解共边切割路径的算法。

图 3(a) 是一个共边排样后形成的无奇度顶点的无向图 G ,图 3(b) 是算法 1 所求得的最最终切割路径,其打孔点为图示左下角圆点上。

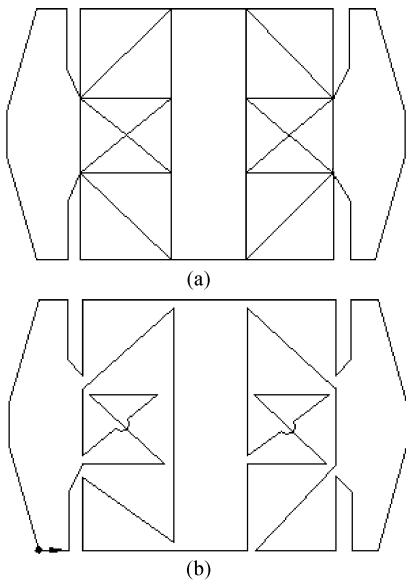


图 3 (a) 无奇度顶点的 G 图;(b) 完整的切割路径图
Fig. 3 (a) An undirected graph with no odd vertices;
(b) The final nozzle path pierce point

3.2 一般情况下共边切割路径的求解

一般情况下, G 图既非欧拉回路又不具有欧拉通路,由图论知:在任何图 $G = (V, E)$ 中,奇度顶点的个数为偶数,故可设一般情况下 G 图中顶点的个

数为 $2K$ (显然 $K > 1$)。又由欧拉图性质知,在一个具有 $2K$ 个奇度顶点的连通图中,存在 K 个不变子图,这些子图包含了图 G 的所有边,且每个子图都是一条欧拉通路。这个性质揭示了一一般情况下 K 条路径是必须的,也是足够的,最小的。即: $G = P_1 \cup P_2 \cup P_3 \cup \dots \cup P_K$,且对任意 $i, j, P_i \cap P_j = \Phi$ 。也就是说激光切割最少需要 K 个打孔点, K 条切割路径即可完成共边切割。

由于 K 条欧拉通路的求解可通过在 $2K$ 个奇度点间添加 K 条边形成欧拉回路而求解,故现在的问题归结为如何求出符合 K 条欧拉通路间空行程最短的 K 条添加边,这就启发构造一个以所有奇度顶点集合的赋权完全图 $F = K_{2k}$,由空行程含义知 F 中每条边 $v_i v_j$ 上的权 ω 就是两点间的直线距离,即 $\omega = \sqrt{(v_{ix} - v_{jx})^2 + (v_{iy} - v_{jy})^2}$ 。这样就能保证欧拉通路间空行程最短的 K 条添加边的问题就等价于求 F 的最小权完美匹配,即最小权最大匹配问题。其求解方法可采用当前最好的匹配算法 Edmonds-Johanson 算法求解实现^[7]。

定义:如果 $F(V, E, \omega)$ 的最大匹配 M 满足: $\omega(M) = \min\{\omega(\tilde{M}) \mid \tilde{M} \text{ 是 } F \text{ 的最大匹配}\}$,则称 M 是 F 的最小权最大匹配。Edmonds-Johanson 算法的原理是利用最大权匹配问题的线性规划模型及其与对偶规划问题的关系,采用原始-对偶方法来求解 $G = (V, E, \omega)$ 最大权匹配问题。因此可采用它求出赋权图 $F = (V, E, \omega)$ 的最小权最大匹配。具体做法如下:

构造赋权图 $F' = (V, E, \omega')$,其中 $\omega'(e) = K - \omega(e)$,对一切 $e \in E, K$ 是足够大的正常数,可取 $K = \sum_{e \in E} |\omega(e)| + 1$ 。同样 F' 中最大权匹配一定是 F 的最大匹配,这样用 Edmonds-Johanson 算法求出 F' 最大权匹配就是 F 的最小权最大匹配。

Edmonds-Johanson 求解 F' 最小权最大匹配算法步骤:

STEP 0: 在赋权图 $F' = (V, E, \omega')$ 中取匹配 $M = \Phi$,对 F' 的所有顶点 v_i ,令其对偶变量: $y_i = \frac{1}{2} \max\{\omega'_{ij} \mid v_i v_j \in E\}$,对 F' 的所有顶点奇集 S_m ,令其对偶变量 $z_m = 0$ 。并且令 $k = 0$ 。把 F' 记为 $F'_k = (V_k, E_k, \omega')$ 。

STEP 1: 在 F'_k 中任取一个 $y_v > 0$ 的非人造的非饱和点 v ,如果不存在这样的顶点,转 STEP 5;否则令: $E^* = \{v_i v_j \mid v_i v_j \in E_k \text{ 且 } y_i + y_j + \sum_{m: v_i v_j \in T_m} z_m$

$= \omega'_{ij}$ }, 记 $F'^* = F'_k[E^*]$ 。应用生长种上树的子程序, 在 F'^* 中生长以 v 为根的种上树。子程序结束时, 必然有下列三种情况之一发生:

- (1) 得到一条增广链 P , 转 STEP 2;
- (2) 得到一个花朵 B , 转 STEP 3;

(3) 得到一个匈牙利树 J 。如果 J 不包含人造顶点, 转 STEP 4; 如果 J 包含人造顶点 v_{b_m} , 其中 v_{b_m} 是收缩花朵 B_m 而成的, 此时用 v_{b_m} 标号去标记 B_m 中所有顶点, 转 STEP 4。

STEP 2: 置 $M = M \oplus E(P)$, 去掉 F'_k 中所有顶点的标号, 转 STEP 1。

STEP 3: 置 $k = k + 1, B_k = B$ 。把 B_k 收缩成人造顶点 v_{b_k} , 令其对偶变量 $z_k = 0$, 置 $M = M/B_k, F'_k = F'_{k-1}/B_k$ 。并把 v_{b_k} 标以“+”(外点), B_k 中所有顶点的标号修改为“+”(外点), 转 STEP 1, 如果 v 不包含在 B_k 中, 则以 v 为根继续生长种上树; 如果 v 包含在 B_k 中, 则以 v_{b_k} 为根继续生长种上树。

STEP 4: 令 $\delta_1 = \min\{y_i \mid v_i \in V_0, \text{且 } v_i \text{ 为外点}\}, \delta_2 = \min\{y_i + y_j - \omega'_{ij} \mid v_i v_j \in E_0, v_i \text{ 为外点}, v_j \text{ 未标号}\}, \delta_3 = \frac{1}{2} \min\{y_i + y_j - \omega'_{ij} \mid v_i v_j \in E_0, v_i, v_j \text{ 均为外点, 且 } v_i, v_j \text{ 不在同一个人造顶点中}\}, \delta_4 = \frac{1}{2} \min\{z_m \mid S_m \text{ 收缩为人造顶点 } v_{b_m}, \text{且 } v_{b_m} \text{ 为内点}\}, \delta = \min\{\delta_1, \delta_2, \delta_3, \delta_4\}$ 。

调整对偶变量:

(I) 把 V_0 中的每一个外点 v_i 对应的对偶变量 y_i 减去 δ ;

(II) 把 V_0 中的每一个内点 v_i 对应的对偶变量 y_i 加上 δ ;

(III) 把 F'_k 中每个人造的内点 v_{b_m} 对应的对偶变量 z_m 加上 2δ ;

(IV) 把 F'_k 中每个人造的外点 v_{b_m} 对应的对偶变量 z_m 加上 2δ 。

如果 $\delta = \delta_1$, 此时存在一个顶点 v_i 的对偶变量 $y_i = 0$, 当 v_i 不是 J 的根, 则把从 J 的根 v 到 v_i 的 M 交错链 \tilde{P} 找出来, 置 $M = M \oplus E(\tilde{P})$, 去掉所有顶点的标号, 转 STEP 1; 当 v_i 是 J 的根, 则去掉所有顶点的标号, 转 STEP 1。

如果 $\delta = \delta_4$, 此时存在一个人造顶点 v_{b_m} , 其对偶变量 $z_m = 0$, 则应用展开人造顶点的子程序, 把 v_{b_m} 展开为奇圈 B_m , 得到 B_m 的一个最大匹配 M_m , 置 $M = M \cup M_m, k = k + 1$, 得到新的赋权图 $F'_k = (V_k, E_k, \omega')$, 转 STEP 1, 继续生长以 v 为根的种上

树。

如果 $\delta = \delta_2$ 或 $\delta = \delta_3$, 转 STEP 1, 此时 E^* 将扩大。

STEP 5: 应用展开人造顶点的子程序, 按 F'_k 中所有人造顶点的收缩次序的相反次序, 把 F'_k 中所有人造顶点展开为奇圈, 求出所产生的奇圈上的一个最大匹配。从而所有奇圈上的最大匹配与 M 的并集就是 F' 的最大权匹配。

添加边问题解决后就容易得到一般情况下求解共边切割路径的求解算法。

算法 2(一般情况下共边切割路径算法)

STEP 1: 求出 G 中任意一对奇点之间的直线距离 $dp_{i,j} (i \neq j) (i, j = 1, 2, \dots, k)$;

STEP 2: 构造完全图 F, F 的顶点对应于 G 的奇点, 其每条边的权 $\omega = dp_{ij}$;

STEP 3: 调用 Edmonds-Johanson 算法求出 F 的最小权最大匹配 M ;

STEP 4: 按最小权最大匹配结果添加边到 G 中去, 得欧拉图 G' ;

STEP 5: 调用算法 1(共边切割欧拉图路径算法) 求出 G' 闭迹 C , 则从 C 中可方便地形成完整的切割路线及顺序。

图 1 中是奇度顶点的有: $v_2, v_3, v_6, v_4, v_9, v_{12}, v_{13}, v_{14}, v_{15}, v_{16}$, 共 10 个。所有这些顶点集合构成的赋权完全图 $F = (V, E, \omega)$ 经 Edmonds-Johanson 算法求得的最小权完美匹配为 $M = \{v_2 v_6, v_3 v_4, v_9 v_{14}, v_{12} v_{13}, v_{15} v_{16}\}$ 。经算法 2 求得的最终优化切割

路径为: $v_{14} e_{20} v_9 e_{16} v_{10} e_{14} v_6 \xrightarrow{\text{快速直线空移}} v_2 e_6 v_7 e_{11} v_8 e_{15} v_{11} e_{18} v_{12} e_{12} v_8 e_7 v_3 e_3 v_4 e_8 v_{12} e_{19} v_{13} \xrightarrow{\text{快速直线空移}} v_{12} e_{23} v_{16} e_{26} v_{15} e_{22} v_{11} e_{17} v_{10} e_{21} v_{14} e_{25} v_{15} \xrightarrow{\text{快速直线空移}} v_{16} e_{27} v_{17} e_{24} v_{13} e_9 v_5 e_4 v_4 \xrightarrow{\text{快速直线空移}} v_3 e_2 v_2 e_1 v_1 e_5 v_6 e_{13} v_9$ 切割完成。其打孔点为: $v_{14}, v_2, v_{12}, v_{16}, v_3$ 。

3.3 进一步减少打孔点 K 的方法

如果共边排样 G 图中被排样零件间有一些未被利用的板料区域, 这些区域在切割完成零件后大部分较小的区域不可再用, 只能被作为废料抛弃。这里称被抛弃的废料区域为废空白区。从前面可知, 多个打孔点的需求是由于奇度顶点引起的, 现在假设在空白区能连接 G 图中两个奇度顶点形成一个切割边。此边仅作为一个过渡连续切割边称为过渡空白边。这样处理后原先两个奇度顶点就都变成了偶度

边,若在切割过程中激光头不关,连续切割该过渡空白边,则可以减少一个打孔点。通过在废料上补加过渡空白边的办法来减少奇顶点的数目,从而进一步减少打孔点数目。补加过渡空白边的方式只要空白区允许,形式可多样,可以是直线圆弧或折线等。图 4 中的虚线是补加的过渡空白边。

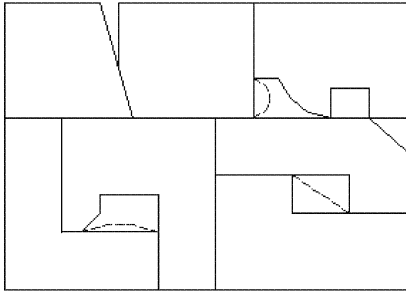


图 4 利用过渡空白边进一步减少打孔点
Fig. 4 Using the trim margin edges to further reduce the number of pierce point

补加过渡空白边后形成的无向 G 图,可能是理想情况的共边切割或是一般情况的共边切割,因此,可采用算法 1 或算法 2 求解出进一步减少打孔点的切割优化路径。

当前,由于切割留下来的未被利用的板料区域没有一个判定标准判定哪些部分可回收再利用来切割零件,而哪些部分被作为废料抛弃,因此现阶段仍需靠人在计算机上交互式地判定并补加过渡空白边而未实现计算机自动处理。

4 结 论

规则与非规则零件共边排样后的切割问题一直是激光切割机用户所关注的问题。共边切割是提高

切割效率、节省切割成本的重要措施。根据激光切割工艺,充分考虑满足加工质量、加工效率、制造成本的情况下提出了路径优化的目标:打孔点最小和切割空行程最短,利用图论理论建立了共边切割路径规划的数学模型,提出了三个求解算法有效地解决了这一问题,为激光自动编程系统进行共边切割路径规划提供了理论依据和切实可行的算法,为进一步完善现有激光切割自动编程系统奠定了坚实的基础。

参 考 文 献

- 1 Sharat S. Israni, Jerry L. Sanpers. A manufacturing decision support system for flamecutting [J]. *Couput. & Indus. Engng.*, 1984, **8**(3/4):207~214
- 2 Chang Doo Jang, Yun Keun Han. An approach to efficient nesting and cutting path optimization of irregular shapes [J]. *Journal of Ship Production*, 1999, **15**(3):129~135
- 3 Mark Trager. Optimizing Laser Cutting Machines [R]. Industrial Laser Review, 1998. <http://www.magestic.com>
- 4 Udi Manber, Sharat Israni. Pierce point minimization and optimal torch path determination in flame cutting [J]. *Journal of Manufacturing Systems*, 1984, **13**(1):81~89
- 5 Kenneth H. Rosen. Discrete Mathematics and Its Application [M]. Fourth Edition. McGraw-Hill Companies Inc., 1998. 428~480
- 6 Bo Yue-hua. Graph Theory and its Application [M]. Nanjing: Southeast University Press, 2002. 1~76, 118~148
卜月华. 图论及其应用[M]. 南京:东南大学出版社, 2002. 1~76, 118~148
- 7 Xie Zheng, Li Jian-ping. Network Algorithms and Complexity Theories [M]. Changsha: Press of National University of Defense Technology, 1995. 222~266
谢 政,李建平. 网络算法与复杂性理论[M]. 长沙:国防科技大学出版社, 1995. 222~266
- 8 Xiao Weishu. Graph Theory and Its Application [M]. Beijing: Aviation Industry Press, 1993. 148~155
肖位枢. 图论及其算法[M]. 北京:航空工业出版社, 1993. 148~155