应用电子计算机辅助编制货物列车运行图

哈尔滨铁路局电子计算技术中心
哈尔滨铁路局运输处　　凌铿　冯伟　　沙文媛

列车运行图是铁路运输工作中一项技术性较强的综合性计划，它是铁路行车组织工作的基础。因为在列车运行图的编制过程中，即要符合各项技术作业程序和时间标准，又要充分利用铁路的通过能力和经济合理地使用机车和车辆；既要使列车运行线和车流很好的结合，又要尽可能地保证各站、各区段间工作上的协调和均衡；既要妥善安排工务部门的施工计划，又要合理安排机乘人员的作息时间；千方百计达到安全、迅速、便利地运输旅客和货物的目的。所以列车运行图在很大程度上反应出整个铁路行车组织工作的水平。由于它涉及面广，多种因素错综复杂，所以用人工编制列车运行图不仅工作量大，而且编制的周期也较长。

自 60 年代以来，许多国家开展研究应用电子计算机编制列车运行图，并已逐步得到应用。自 1987 年以来,苏联交通部门 10 个铁路局已开始应用电子计算机编制列车运行图。日本已应用电子计算机编制了主要干线的国铁本社的列车运行图。他们的共同点是都采用人一机对话的方式，再通过图形显示装置，最终编制出实用的列车运行图。

我国自 60 年代以来，铁道部科学研究院运输研究所、铁路各高等院校和一些铁路局也都在应用电子计算机编制列车运行图方面进行了大量的研究工作。特别是最近几年，随着我国电子技术的发展，计算机、绘图仪以及图形显示装置等设备日趋完善和配套，因此在列车运行图的编制和铺画等方面都取得了可喜的进展。现在即将达到实用阶段，这是一个较大的突破和飞跃。因为从我国的实际情况出发，不仅不同等级的旅客列车的旅行速度差别较大，而且货物列车与旅客列车的旅速也差别较大，还要处理好车、机、工、电、辆等各部门的协调工作和其它诸多因素，这都无疑增加了计算机编制的复杂性。另一方面为了使编图人员容易掌握、修改方便，又要求其具有相当的灵活性。所以我国应用计算机编图相对而言技术难度就更大。

应用电子计算机编制货物列车运行图的目的是能编制出质量较高的货物列车运行图，也就是说，无论从编图的均衡性以及旅行速度等方面都接近或超过人工编制的水平，这样的图才有可能作为实用的基础。但是由于运行线和车流的衔接，多方向及同方向多区段之间的运行线衔接，编组站进路的干扰以及一些人为的因素等都需要对所编制的运行图进行调整和修改，这就需要为编图人员提供方便的“人一机对话系统”，通过修改和调整，再描绘出列车运行图和打印出列车运行时刻表。

为了能使计算机编制出质量较高的货物列车运行图，在算法上往往采用“模拟法”和“数学解算法”两大类。前者主要是在计算机内模拟人工编制的思路，确定一些基本原则，然后进行逻辑判断和运算，编制出货物列车运行图。为了提高编图的质量，目前正在向专家系统、构成和应用知识模块即人工智能的方向进行深入研究，后者主要是试图对编图的过程进行全部或部分

* 该文曾发表于电子工业出版社：第三届全国计算机应用学术交流大会论文集，1995；《铁路计算机应用》1995 年第 1 期。

需要全本请访问 www.ertongbook.com

的数学描述，然后从规划、排序、图论以及模糊数学等方面去寻求它的局部最优解。从国内目前的研究结果表明，用计算机编制双线区段货物列车运行图，已基本达到实用水平，而且各种方法都能编制出质量较高的双线货物列车运行图；但对于单线区段的货物列车运行图，目前多采用数学方法进行解算，而且通过一些算法已经能够编制出“满表”的货物列车运行图，图的质量也比以往有很大程度的提高。

本文描述了建立单、双线区段货物列车运行图数学模型的过程，论证了该模型属于非线性的整数规划范畴，同时叙述了在计算机上的具体算法，并提出了为使其达到实用所采取的一些措施。

1 货物列车运行图的数学模型

为了建立货物列车运行图数学模型，需要对运行图的各种因素的相关性进行分析，并研究如何进行数学描述。事实上，它们都可以用各种列车在车站的到、发时刻之间的数学表达式进行描述。例如蒸汽机车牵引的货物列车的给水停车时分规定为 10min，这可以描述为货物列车在该站的发车时分与到达时分之差要大于或等于 10min，即 $X_{发}-X_{到}\geqslant 10$。又如沿零摘挂列车机车乘务员等在区段的连续工作时间不超过规定标准，可以描述为 $X_{终到}-X_{始发}\leqslant t_1$，其中 t_1 为规定的乘务标准。至于旅客列车在某站有可能越行某列货物列车，也可以用数学表达式加以描述。如图 1 所示。

旅客列车在 N 站 A 时刻通过，“$I_{到}$”为货物列车在旅客列车到达 N 站前的到达间隔时间标准；“$I_{发}$”为旅客列车在 N 站发车后货物列车的发车间隔时间标准；这时客车在 N 站的越行条件可描述为：

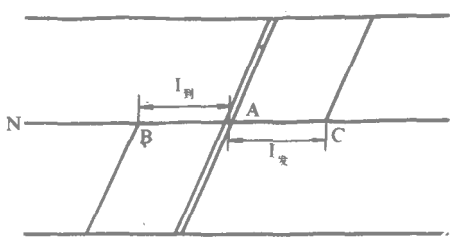


图 1

当 $A\in(X_{到},X_{发})$ 时

有 $A-X_{到}>I_{到}$ (1)

$X_{发}-A>I_{发}$ (2)

(1),(2)式同时成立，其中 $X_{到}$，$X_{发}$ 为一列货物列车在 N 站的到、发时分。从图 1 可看出，$B=A-I_{到}$，$C=A+I_{发}$。

对于表达式(1),(2)的描述可以作如下的转换，由于在一般情况下，货物列车的区间运行时分都大于旅客列车的区间运行时分，所以应该在(B,C)的时间域内，没有货物列车在 N 站到达和出发。先以 $X_{到}$ 为例，那么 $X_{到}\in(B,C)$ 的表达式可描述为：

$$(X_{到}-B)(C-X_{到})>0 \tag{3}$$

反之，$X_{到}$ 不在(B,C)时间域内可描述为：

$$(X_{到}-B-0.1)(C-X_{到})<0 \tag{4}$$

在(4)式中，准许 $X_{到}$ 在 B 时刻到达，为使其小于零，故再减去 0.1。

经各种排列分析得出，只要 $X_{到}$ 不在(B,C)时间域内，不论 $X_{到}$ 在 N 站的其它任何时刻到达，(4)式均成立。但(3)式在以下两种情况下不成立。

第一种情况：

当旅客列车在 N 站零点附近通过，并且 $A-I_{到}<0$，此时货物列车在零点前到达时，(3)式有可能不成立。

例如，$A=4\text{min}$，$I_{到}=10\text{min}$，$I_{发}=8\text{min}$，$X_{到}=1437\text{min}$，那么，$B=4-10=-6$，$C=4+8=12$，$X_{到}-B=1437+6=1443>0$，$C-X_{到}=12-1437=-1425<0$

此时，$(X_{到}-B)(C-X_{到})<0$

事实上，由于零点前后运行时分转换的缘故，B 应为 1434 分，显然，货物列车在 1437 分到达，是在(B,C)的时间域内到达，但现在(3)式不成立，为此对(3)式加符号判别因子：

$(1440+B-X_{到})$ 即(3)式改为：$(X_{到}-B)(C-X_{到})(1440+B-X_{到})>0$ (5)

第二种情况：

当旅客列车在 N 站零点前通过，并且 $A+I_{发}>1440$，此时货物列车在零点后到达时，(3)式有可能不成立。

例如，$A=1438\text{min}$，$I_{到}=10\text{min}$，$I_{发}=8\text{min}$，$X_{到}=3\text{min}$。

那么，$B=1438-10=1428$，$C=1438+8=1446$，$X_{到}-B=3-1428=-1425<0$，$C-X_{到}=1446-3=1443>0$

此时，$(X_{到}-B)(C-X_{到})<0$

事实上，也是由于零点前后运行时分转换的缘故，C 应为 6min，显然，货物列车在零点零 3 分到达，是在 (B,C)的时间域内到达，但(3)式也不成立，为此对(3) 式再加符号判别因子：

$(1440+X_{到}-C)$ 即(3)式改为：$(X_{到}-B)(C-X_{到})(1440+X_{到}-C)>0$ (6)

把(5),(6)合并考虑后有下式：

$(X_{到} B-0.1)(C-X_{到})(1440+B-X_{到})(1440+X_{到} C)<0$ (7)

综上所述，只要 $X_{到}$ 不在(B,C)时间域内，不论 $X_{到}$ 在 N 站其它任何时刻到达，(7)式均成立。反之，当 $X_{到}$ 在(B,C)时间域内到达，(7)式不成立。

同理对 X 发有下式：

$(X_{发}-B)(C-X_{发}-0.1)(1440+B-X_{发})(1440+X_{发}-C<)<0$ (8)

这样，对于旅客列车在 N 站 A 时刻通过，而对于 N 站货物列车到、发时刻的要求可由(7)式和(8)式来制约，就把(1),(2)式转化为(7)(8)非线性不等式的约束条件去描述。以往资料的介绍，需要考虑本站和前站、后方站三者的制约关系，现在可以简化和抽象到仅仅考虑货物列车的到、发时刻与该列旅客列车的制约关系，而且也妥善处理了零点前后各种时分相互转换的特殊情况。

对于单线区段在同一区间内不能同时有二列相对方向列车运行，也可用数学式进行描述。如图 2 所式，以货物列车为例，X_1 为上行货物列车在 N 站的发车时刻；X_2 为上行货物列车在 N+1 站的到达时刻；X_3 为下行货物列车在 N+1 站的发车时刻；X_4 为下行货物列车在 N 站的到达时刻。那么对于该上行货物列车而言，在此区间内不遇到下行货物列车可由下式表示：

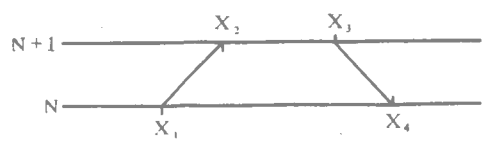


图 2

$(X_4-X_1)>0$ 且同时有 $(X_3-X_2)>0$

即 $(X_4-X_1)(X_3-X_2)>0$ (9)

但是(9)式在以下两种情况下不成立，当上行货物列车在 N 站零点前发车，零点后到达 N+1 站，这时 $(X_4-X_1)<0$，而 $(X_3-X_2)>0$ 故(9)式不成立。例如，$X_1=1430$ 分，$X_2=5$ 分，$X_3=8$ 分，$X_4=22$ 分(因为 $0<X<1440$)

则 $X_4-X_1=22-1430=-1408<0$ $X_3-X_2=8-5=3>0$

所以 $(X_4-X_1)(X_3-X_2)<0$

但这时该上下行货物列车并没在该区间内相遇，为此可加符号因子

$(X_2-X_1)=5-1430=-1425<0$

即$(X_4-X_1)(X_3-X_2)(X_2-X_1)>0$ (10)

第二种情况为下行货物列车在 N+1 站零点前发车,零点后到达 N 站,这时(9)式也不成立，为此再加符号因子(X_4-X_3),得下式：

$(X_4-X_1)(X_3-X_2)(X_4-X_3)<0$ (11)

把(10),(11)合并考虑后有下式：

$(X_4-X_1)(X_3-X_2)(X_2-X_1)(X_4-X_3)>0$ (12)

(12)式对在该区间不相遇的上下货物列车均成立，反之在该区间相遇的上下货物列车（12)式均不成立。图二可排列出 12 种状态，包括零点前后时间转换,(12) 式也均能正确反应。这样就可以把寻求各次货物列车在各站的到、发时刻作为未知条件，把旅客列车的运行时刻和各种技术作业标准时分作为已知条件，把编图的要求写成若干约束条件，把货物列车的区段运行速度或者机车运用台数作为目标函数。这就把人工铺画货物列车运行线转化为非线性的整数规划问题去求解。

现将数学模型概述如下：

1.1 已知条件

1.1. A_{0ij_r},A_{1ij_r},为第 i 站 r 类第 j 列客车的到达和出发时分。$(i=1,2...n;\ j_r=1,2...m;\ r=1.2...m_1)$

1.1.2 B_{ik}, C_{ik}, D_{ik},为第 i 站第 k 类货物列车的运行时分和起停车附加时分$(k=1,2...\ m_1)$

1.1.3 E_{0ig_i},E_{1ig_i},和 F_i 为各站技术作业标准和设备条件等已知常数（$g_i=1,2,...m_2$)。

为叙述方便起见,将 1,2,3 中所有常数都归结为集合 M，其中某一常数或及其组合可用 M_l 表示。

1.2 设 X_{0ij_k}、X_{1ij_k}为第 i 站第 k 类第 j 列货物列车的到发时分（用分钟表示)。

1.3 求 X_{0ij_k}、X_{1ij_k}满足下列约束条件组的目标函数的最优值：

①$0\leqslant X_{0ij_k}\leqslant X_{1ij_k}<1440$

诸 X_{0ij_k}、X_{1ij_k}为正整数

②$M_{l2}\leqslant X_{p1}i_1j_{k1}-X_{p2}i_2j_{k2}\leqslant M_{l1}$

③当 $M_l\in(X_{p1}i_1j_{k1},X_{p2}i_2j_{k2})$时

有 $X_pij_k\geqslant M_l+M_{l1}(p=0\ .1)$

在满足(1),(2),(3)组约束条件下,使

$$S=\sum\Delta X_{ijK}+\sum\Delta X_{ijK1}\to\min$$

其中

S 货物列车区段运行时间与直通列车在技术站停留时间的总和；

ΔX_{ijK}:第 j_k 列货物列车的区段运行时间；

ΔX_{ijk1}:第 j_{k1}列直通货物列车在技术站的停留时间。

还可以在目标函数中检验平均使用的机车台数是否超过给定的机车台数，在此就不加以叙述了。对于约束条件组②，往往有前提条件，此处未加阐述。

为了说明该数学模型的具体描述，请见附件。在该附件中建立了一个单线区段 12 个车站、6 对旅客列车、20 对货物列车(包括 2 对摘挂列车）的数学模型。这样一来，就可以把编制货物

列车运行图的复杂任务转化为纯数学问题去求解。事实上,如果把模型中始发和终到的同向列车运行线相对均衡的条件放宽以后,再进行验算,那么 1988 年该区段的现行货物列车运行图能够满足该数学模型的其它约束条件，这说明它就是该模型的一组可行解。既然已有可行解，那么从理论上探索，该模型应该存在最优解。

2 货物列车运行图数学模型在计算机上的具体算法

非线性规划的寻优方法大致可归纳为‘间接寻优法’和‘直接寻优法’两大类。前者也称为“解析法”,它要求把一个非线性规划问题用数学方程式描述出来,然后按照函数极值 g 的必要条件用数学分析的方法求出其解析解，再按照充分条件或者问题的实际物理意义间接地确定最优解。后者也称为‘搜索法’,它利用函数在某一局部区域的性质或一些已知点的数值,来确定下一步计算的点,这样一步步搜索,逼近,最后达到最优点。直接寻优法又分为‘消去法’和“爬山法”两类，消去法是用不断消去部分搜索区间，逐步缩小最优点存在的范围去寻求最优点。此法对处理单变量函数的寻优问题是十分有效的。爬山法是根据已经求得的目标函数值，判断前进的方向，逐步改善目标函数而达到最优。它主要解决多变量函数的寻优问题。由于还没有一种计算方法甚至一类计算方法对非线性规划问题是普遍有效的，而且几乎所有的非线性规划的寻优方法求解的结果往往都是局部最优解。

货物列车运行图的数学模型中,未知数量大、约束条件多、而且目标函数也比较复杂,所以只能采用搜索法去寻求它的局部最优解。

现首先说明双线区段货物列车运行图数学模型在计算机上的具体算法。

当旅客列车运行线确定后，就把它们在各站的到、发时分输入电子计算机。然后把该区段需编制的货物列车对数、区间运行时分、需停车的中间站作业时分等各项技术作业标准以及禁停车站、各站股道数等条件也都输入计算机。

该区段上(下)行方向的货物列车数为 $m1$,则理想的列车均衡间隔时间 $T1=(1440/m1)$ 在始发站任取一点作为上（下）行第一列货物列车的始发时分，可以逐列求出满足数学模型中上（下）行方向的所有约束条件的一组可行解。然后把理想的列车均衡间隔时间 $T1$ 作为目标函数的搜索时间，变动第一列货物列车的始发时分，最多可以得到 $T1$ 组可行解,然而选出其局部最优解。再将该局部最优解中第一列上(下)行货物列车的终到时分,加上机车折返作业时分,再加上一个附加时分(可由实际运行图查定)确定出上(下)行第一列货物列车的始发时分，得到一组可行解。再把该方向的理想的列车均衡间隔时间 $T2$ 作为目标函数的搜索时间，从 $T2$ 组可行解中选出局部最优解。然后再对各站的股道占用的约束条件进行检查和调整，从而确定出该区段的货物列车在各站的到、发时分。通过图形显示装置显示后。再打印出列车运行时刻表和描绘出列车运行图和机车交路。

具体实施过程为第一列货物列车的始发时分确定后，就可以根据区间运行时分、中间站的技术作业标准时分和具体要求等确定出它在各站的到、发时分。然后判别该货物列车和相关的旅客列车在区间和各站的间隔是否符合技术标准，若不符合则需对该货物列车运行线进行调整，在满足相对均衡的条件下，首先判断货物列车能否早开，即在旅客列车之前到达该区段的终点站；或者在该区段的始发站等旅客列车开后出发，这样该货物列车就可以不产生因待避旅客列车而增加的停站时分。其次判断能否在货物列车规定的停车站待避旅客列车，以减少货物列车的停站时分和次数，最后再选择其允许货物列车和停车时分较少的车站待避旅客列车，在处理越行的过程中，可同时判别和移动相邻货物列车在各站的到、发时分，第一列货物列车在各站的到、发时分确定以后，则第二列车的始发时分为第一列货物列车的始发时分加上理想

需要全本请访问 www.ertongbook.com

列车均衡间隔时分 $T1$，同理确定出它在各站的到、发时分，第三列货车的始发时分为第二列的始发时分加上所余总时分的均衡间隔时分，依此类推，求得一个方向全体货物列车在各站的到发时分。

接着处理零摘列车，由于它在中间站作业较多在区段的运行时间较长，而且一列要占几条运行线。所以对保证中间站作业时间标准的前提下，计算机理想的列车均衡间隔时分应包括零摘列车的列数；对于通过能力利用率较低的区段，计算机理想的列车均衡间隔时分可不包括零摘列车的列数，因为可利用自然间隔来确定零摘列车在各站的到、发时分，处理时先对每一列零摘列车确定一个始发时分范围，在该范围内，选定始发时分，再按顺序在保证中间站作业时间标准条件下逐步调整它的停站时分，同时可相应调整相关货物列车的到、发时分，由确定的始发范围可以得出多组零摘列车的到、发时分，故从中选取运行时间最短的一组作为该零摘列车在各站的到、发时分。

如果该区段的车站数多、矩离较长，通过能力利用率又较高，可在区段的指定站确定该零摘列车的到、发时分。也就是说，该列车应在指定站确定的到达时分之前到达该站，便于进行分段控制，对于零摘列车作业组织比较繁忙且通过能力利用率较低的区段，可把零摘列车的到、发时分根据区段管内货物列车铺画方案首先确定，然后把它作为旅客列车的到、发时分对待，再去确定各直通和区段货物列车在各站的到、发时分。

对于单线区段货物列车运行图数学模型在计算机上的具体算法如下：

首先把旅客列车在各站的到、发时分输入计算机，然后把该区段需编制的货物列车对数，区间运行时分，需停车的中间站作业时分等各项技术作业标准以及禁停车站、各站股道数等条件也都输入计算机。

设该区段上（下）行方向的货物列车数为 m_1 则理想的列车均衡间隔时间 $T_1=(1440/m_1)$ 在始发站任取一点作为上（下）行第一列货物列车的始发时分，求出满足该方向约束条件的各站到、发时分，如该发点不可行，就在 T_1 搜索区间内向右移动初始发点，再去求解。最终把 $T1$ 搜索区间内的多个解进行比较，选定该列车在各站的到、发时分并不再变动。然后将本列车的始发时分作为对向第一列货物的始发时分，同理在 T_2 搜索区间内选定它在各站的到发时分，并不再变动。接下来寻求第 2 对上下行货物列车各站的到、发时分。首先在始发站确定搜索区间，以第一列货车的始发时分加上该区间的运行图周期作为搜索区间的左边界；以左边界加理想的列车均衡间隔时分作为右边界，在搜索区间内寻求满足该方向约束条件的较好的货物列车的到、发时分并不再变动。同理寻求对向货物列车在各站的到、发时分并不再变动。依此类推，得到目标函数的一组可行解。

由于先确定的货物列车在各站的到、发时分不再变动，所以后定的货物列车必然会让次数增多，为此可逐步放宽搜索区间，甚至取消右边界。

这样一来，变动始发时分又可以得到目标函数的另一组可行解，如果该组可行解同方向最后一列货车的始发时分不超过第一列货物列车的始发时分，那么该组解即为所求的局部较优解，然后通过图形显示装置进行人机对话，对停站时分较长的货物列车的会车方式进行人工调整后再打印出列车运行时刻表和描绘列车运行图。

具体实施过程为第一列货物列车的始发时分确定后，根据区间运行时分、中间站的技术作业标准时分逐区间地确定货物列车的发、到时分。然后检查本站和前方站的会车间隔，并检查连发间隔，若符合标准则依次确定下一区间的发、到时分；若不符合标准，则将本站发车时分增加 1 分钟后再去判别，依次类推直到终点站，确定出本列货车在各站的到、发时分。然后在 $T1$

搜索区间内变更始发时分，得到新的到、发时分和上一个解进行比选和替换。至于对向第一列货物列车的始发时分应和本方向第一列货物列车的始发时分接近，但由于已确定的到、发时分不再变动，故对向货车与本次货车交会要增加会车待避时分，因此对向货车的始发时分应比本方向货物列车的始发时分再提前 2 个不同时到达等待时分和会车时分。其目的为使第一对上下行货物列车尽可能呈对称状态，即始发时分大至相当，在区段的终到时分也大至相当。

对本方向第 2 列货物列车首先确定搜索区间，左边界为第一列的始发时分加上该区间的运行图周期；右边界为左边界加上该方向理想的列车均衡间隔时间，必要时可再附加一个放宽时分，并逐列增加。然后在搜索区间内同理得到第 2 列在各站的到、发时分。至于对向列车同样按对向第一列货车的始发时分确定搜索区间的左、右边界，然后确定出对向第二列货车在各站的到、发时分。依此类推，得到区段和直通货物列车的一组解。然后对零摘列车确定始发范围，根据中间站的技术作业标准时分，利用客、货列车的剩余空间，依次确定出各站的到、发时分。

采用上述算法，由于先确定的货物列车在各站的到、发时分不再变动，必然造成后确定的货车待避次数增多，甚至一个方向最后一列货车的始发时分超过第一列货车的始发时分，为此需不断变动第一个货物列车的始发时分，可采取先以 6h 为变动增量，然后逐步减少变动增量的方法，去寻求目标函数的一组解，使其满足同方向中最终一列货车的始发时分小于第一列货车的始发时分。然后进行股道占有状态检查并通过人机对话的方式进行调整。这种算法不够理想但是能够取得较好的结果，经过多个单线区段的试算都能够编制出区段通过能力最大对数的货物列车运行图，而且通过人机对话调整的工作量在 15％～30％左右。因此称上述解为目标函数的较好解。

为了对上述算法加以改进，采取了以下措施，每次变换上下行货物列车对的先后顺序，然后进行比较，确定存取，如对第一列上、下行货物列车可以先定出上行货车在各站的到、发时分，再确定下行货车的到、发时分作为一个比选单元；然后选定出下行货车的到、发时分，再确定上行货车的到、发时分作为第二个比选单元。对两个单元的总旅行时间和对称状态进行比较后，对较好的单元进行存取，对第二、第三对上下行货物列车依此类推，最终得到目标函数的一组局部较优解。

对上述方式进行扩充，可以一次确定两对上下行货物列车在各站的到、发时分，可对以下四组单元(上下上下、上下下上、下上下上、下上上下、）进行比选，再确定出两对上下行货物列车在各站的到、发时分。

同理可以一次确定三对货物列车在各站的到、发时分，可对以下八组单元（上下上下上下、上下上下下上、上下下上下上、上下下上上下、下上上下上下、下上上下下上、下上下上下上、下上下上上下）进行比选，再确定出三对货物列车在各站的到、发时分。

经过深入研究，我们又采用了新的算法，增加了局部移动运行线的功能即某列货物列车在始发站发车时分确定后，根据该方向的区间运行时分可以确定它在前方站的到达时分。然后检查本站及前方站的会车间隔和连发间隔是否符合标准作业时分，若不符合则既考虑对本次列车的移动处理，又考虑对已确定的相关列车的到、发时分进行移动处理的可能性，若可能则对两者的总空费时间进行比较，以较少者为基准，确定本次列车在前方站和本站的到、发时分，并再次确定相关列车再后方各站的到、发时分及本站的到达时分。例如某上行列车在确定前方站到达时分后如果在该区间内与已确定的下行列车发生冲突，这时可能有两种调整方式，一种是上行列车在本站会让下行列车，另一种方式则是判别已确定的该下行列车能否在本站会让上

行列车，但不改变它在本站的发车时分，若有可能则比较这两种方式中以总空费时间较少者确定出本次列车在本站的到、发时分，并再次确定相关下行列车在后方各站的到、发时分和本站的到达时分，这样对该上行列车逐区间依次类推，直至终到站确定出本列货车在各站的到、发时分。这就在一定程度上克服了后确定的货物列车待避次数过多的弱点，明显地减少了采用人机对话进行调整的工作量。

采用上述算法，对哈局各双线区段进行试算，效果较好，并能进行同方向四个区段的衔接。对沈局锦州——山海关区段，31 对旅客列车、67 对直通和区段货物列车、4 对摘挂列车进行试算，旅速为 41km/h 与人工编制相仿，对单线区段三间房——泰来间 6 对旅客列车、20 对货物列车、2 对摘挂列车试算旅速为 30km/h，与人工编制相仿。此外在 1989 年哈局管内调整运行图时，曾对扎兰屯——博克图和博克图——免度河两个单双线区段应用电子计算机采用人——机对话的方式进行了编制和调整，1990 年又在微机上对上述单、双线区段进行了编制和调整。

本算法采用 FORTRAN-77 语言编制软件，在 MV-10000 超级小型机和 CAD 工作站上进行运算和描绘列车运行图。而且已完成了向微机的移植工作，并扩充了部分功能。

3 人一机对话的功能

如上所述，列车运行图的编制是一个复杂的过程，所以应用电子计算机编图必须为编图技术人员提供方便的人一机对话的功能。本专题研制过程中，无论从输入、运算到输出各部分都提供了较灵活的人一机对话功能。

首先每个程序启动后，都采用汉字菜单的方式供上机人员选用。在输入部分提供了查询和修改的功能，可以修改一个列车的信息，也可以修改列车和区段的某一项信息。在运算部分首先请上机人员选择铁路局、铁路分局以及区段的顺号，然后将在屏幕上显示菜单：

1 ..... 自动生成运行线

2 ..... 同方向多区段衔接

3 ..... 结束

如果选择 1(回车)或 2(回车)，将提问

请输入行次(上／下／返回..1/ 2/ 3)

如果是自动生成运行线，将在屏幕上接着问（货车是从第 1 站到区段终到站铺画的吗？(否：N))，如是，打回车即可，如不是则键入 N(回车)，然后屏幕上又问(请输入始站、末站)，输入后再请您输入第一列车的始发时分，然后计算机开始自动运算，确定各次货物列车的到、发时分。

对于同方向多区段衔接，在屏幕上将显示如下菜单：

1 ..... 自动衔接

2 ..... 人工输入

3 ..... 人机结合

4 ..... 返回

如果选择 1(回车)，则提问 第一区段属本铁路局吗：(0/ 1)如回答 0(回车)，则表明要与其衔接的前一区段也属本铁路局，接下来请您输入区段号，输入后计算机就能自动衔接铺画了。

如果只（回车），表明要与其衔接的前一区段不属于本铁路局，则屏幕将提示：

请输入铁路局号：(0——返回)此处输入前一区段所属铁路局的顺号后，请输入区段号 输

入后计算机就可自动衔接铺画了。

如果对于同方向多区段衔接，您选择了人工输入，那么在屏幕上将逐次询问：要输入的列车的个数；初始运行线是顺铺还是倒铺；列车的车次；在该区段的到达时分或出发时分等，然后计算机再去确定该区段各次货物列车的到、发时分。

如果对于同方向多区段衔接，采取人机结合的方式，那么在屏幕上将逐次询问：该区段是增加还是减少货物列车数；数量多少；增加的列车车次和始发时分；减少的列车的车次等，然后计算机再自动排序后，再去确定该区段各次货物列车的到、发时分。

货物列车的到、发时分确定后，在图形显示装置上显示该区段的货物列车运行图，可以分接段将运行线放大，然后操作键盘对某列运行线或某区间运行线进行移动和修改。我们将程序移植到微机后，除如上所述计算机具有自动编制单线区段货物列车运行图的功能外，又在人一机对话的基础上，开发了人工输入每列货车的始发时分，通过 CAD 逐列铺画货物列车运行线的功能；还开发了按困难区间向两侧铺画运行线的功能。为了便于人一机对话，在微机上采用双屏幕的工作方式。并在 AUTOCAD 中,应用 LISP 语言开发了对一条运行线具有断开、连接和移线等功能。例如我们想在图形显示终端上断开一条上行运行线，即要把通过站改为停车站,则可以先选中‘ 断开 ’命令,这时屏幕上将出现方框光标,移动此方框光标,选择好想成为停车站的前后两区间的运行线，则 AUTOCAD 会自动将后方区间运行线加停车附加时分；前方区间运行线自动加起车附加时分。相反如果想在图形显示终端上将某一条运行线在某站停车改为通过，则可以选择连接移动命令，在选中屏幕光标后 AUTOCAD 自动将该站的后方区间运行线减去停车附加时分，前方区间则减去起车附加时分，然后按后方区间为基准，将两段运行线自动连接在一起。至于人工给定每列货车始发时分和困难区间向两侧铺画则是采取在双屏幕上计算和人一机对话相结合的方式，边计算、边铺画、边调整，充分发挥了计算机的特长和优势。由于是编制的二分格列车运行图，因此修改非常直观和方便，相当于人工编图用铅笔、象皮和直尺一样，操作熟练后比人工编图省时省力，可以针对各种复杂情况灵活进行修改，并把修改结果返回货物列车文件，以便打印列车运行时刻表。由编图技术人员确认后就可以描绘出二分格的列车运行图。所以在接受本专题的研究任务后，就按排了技术骨干开发该 CAD 系统运行图的应用软件包，在使用中取得满意的结果。

4 从实用角度所采取的措施

为了使计算机编制货物列车运行图达到实用，我们采取了如下几点措施：

4.1 建立的参数文件尽可能具备完整性

对于编制列车运行图所需的 各种原始条件在计算机内相应对每个区段建立了参数文件。参数文件中包括该区段上下行货物列车、零摘列车、旅客列车的数量；上下行车站的数量；上下站的站号及上水作业时分；补机摘挂站的站号和作业时分；长大坡道试风作业站号及停站时分；必停站和不停站的站号及时分；区段站无调、有调中转技术检查作业时分；机车折返作业时分；临时慢行的站号及慢行附加时分；上下行区段公里数及牵引定数；客车前到达间隔时分标准和客车后的连发间隔时分标准；货车的连发间隔时间标准；双线区段自动闭塞和半自动闭塞的标志；区段内各车站的股道数；上下行区间的运行时分和起停车附加时分；区段内单线区间的区间号；上下行的同向列车间相对均衡间隔时分等等，都存放于参数文件之中。该参数文件相当于一个具有 700 个变量的数组，可将编图的其它要求存入该参数文件。

4.2 原始数据的输入尽可能具备直观性

为了使操作人员能简单明了的输入原始数据，故在屏幕上采用表格方式输入，既有汉字说

明,又有光标跟踪,容易输入,而且可以隔行隔列自由进行修改,既直观又方便灵活。

4.3 为适应使用的灵活性，程序设计尽可能具备多功能

以编制双线区段货物列车运行图为例，既可以先编上行方向，也可以先编下行方向的货物列车运行图；既可以编制区段内各站的货物列车运行图，又可以编制区段内部分站的货物列车运行图；既能够对区段内各站都到达的旅客列车判别越行和待避间隔时分，也能够对区段内只到达部分车站的旅客列车判别越行和待避间隔时分；对区段内货物列车运行线的生成既能够“ 顺铺 ”,也可以‘ 倒铺 ”对同方向多区段的衔接,即可以自动衔接,又可以人工输入,还可以部分自动衔接和部分人工输入相结合；尤其是能够在图形显示装置采用人一机对话的方式进行修改和调整等。这些功能都为复杂的编图提供了使用的灵活性。

4.4 模块化的程序设计使功能具备可扩充性

在程序设计中，尽可能地采用模块化结构，每个模块都具有一定的功能和相对的独立性，因此程序比较容易修改和增加功能，可以适应算法的不断改进和完善。

4.5 文件的结构具备可移植性

在应用计算机编制货物列车运行图的过程中，需要建立和生成一些文件，如建立“ 分局名 ”;“ 车站名 ”;“ 字典参数 ”;“ 客车 ”;“ 摘挂列车 ’等文件,并生成‘ 货车 ’文件和‘ 绘图数据 ’等文件。如果按专用的索引文件去建立和生成，在一定的机型和范围能够使用方便，但给程序的移植增加了难度。为此,我们对以上文件均采用‘ 相对文件 ’或‘ 顺序文件 ’去建立和生成,为了便于索引,自行建立了‘ 索引文件 ”,从而拓宽了移植的范围。

本程序是在 MV 机型上采用 FORTRAN77 语言编制和运行的,那么移植到 VAX 机型上只要对显示语句的格式改动后即可编制和运行。如果把它移植到微机上，也比较方便，这就增加了该软件应用和推广的范围和可能性。

5 旅客列车二分格运行图的铺画和调整

首先把区段内旅客列车的区间运行时分、各类客车的停车站和必需的停站时分等技术作业标准以及管内客车的始发、终到时分输入到字典文件中去，然后从直通客车方案文件中取出它在该区段的发车和到达时分，这样就可以在计算机内逐次地进行待避和会让处理，自动地确定旅客列车在各站的到、发时分,并铺画出二分格运行图。对双线区段而言,按方向别依次处理客车在区间的越行，按等级令慢车待避快车，同级客车则按时间顺序后车待避前车，处理完越行后再检查该列车的终到时分是否与给定的终到时分相吻合，否则就进行调整，如提早到达，则在停车站延长停站时分，使终到时分等于给定的时分；如延后到达，则在显示屏幕提示该客车超过预定终到时分的数量，并根据列车待避前产生交叉处时间口的大小，给出提前发车或延后到达的建议。对单线区段而言，则按每列客车在始发站的发车时分，逐次初步确定其在各站的到、发时分,然后逐列逐区间判别会车间隔和连发间隔,当不符合技术作业标准时,则按等级由慢车会让快车，同级客车则由空费时间少者确定会让顺序。最后再判别该列客车终到时分与给定终到时分的差异，按上述双线区段的方法同样地进行处理。

当经过初步调整的客车运行图产生后，便可对其数据文件进行转换，产生图形文件，在图形终端上显示出二分格运行图，可采用前面所述的人——机对话的各种功能进行调整和审定，最后打印出旅客列车运行时刻表，描绘出二分格的旅客列车运行图。

6 结论和建议

本研究报告表明，应用计算机辅助编制货物列车运行图，在双线区段能以计算机编制为主，——机对话人工调整为辅,达到实用阶段 对单线区段能以计算机编制为辅,采用人——

机对话方式达到实用阶段。对枢纽多方向列车运行图的调整，只能暂用人——机对话的方式去解决。

本报告提出的数学模型，能够揭示编图过程中各种因素的相互关系，所提出的算法在双线区段能得到局部最优解，在单线区段能得到较好的可行解。所提出的规模庞大的非线性整数规划模型为数学工作者研制新算法提供了目标。

为加速我国铁路应用计算机编制列车运行图的进程，我们已将该软件移植至微型机上，并在哈局管内进行了初步应用，建议经有关专家审定后，进一步改进和推广。

需要全本请访问 www.ertongbook.com

通用软件固化卡的设计与实现

哈尔滨铁路局电子计算技术中心　崔宪岭

1　问题的提出

在目前日益广泛应用的 PC 系列微机中，磁盘（包扩软盘和硬盘）是最常用而且最有效的存储介质，它们都有一系列优点，如软盘使用灵活方便，便于携带，硬盘存储量大存取速度快等等。但它们又都有明显的缺点，软盘存取速度慢，怕灰尘，对环境要求较高，硬盘抗干扰能力差，怕震动。因此，在工业控制，野外作业或工作环境比较差的应用场合，它们的可靠性就得不到保证，因而都不能满足实际需要。

还有更重要的一点，现在计算机病毒已成为计算机使用中的一大公害，计算机病毒令人防不胜防，它对计算机磁盘的破坏已经使用户叫苦不迭。

能否设计一种新的存储介质，使之能够在各种恶劣环境的应用场合下使用，使之既保持很高的存取速度，又不受计算机病毒的侵害，答案是肯定的，它就是通用软件固化卡。

通用软件固化卡是由 ROM 芯片，接口电路和扩展 BIOS 程序组成的硬件接口卡，信息存储在 EPROM 芯片中，用来固化操作系统，程序和数据。

2　硬件实现

2.1 接口卡的结构

由图 1 可见,接口卡是在扩展 BIOS(2732) 控制下，由存储体(27 512)通过接口电路来模拟磁盘的输入输出。

它主要由以下几部分组成:PC 系统总线接口,驱动电路,地址译码电路,控制电路(74273，74138),扩展 BIOS(2732)和存储体(27512) 。扩展 BIOS 的容量是 4K ,存储体的容量是 8×64K＝512K .

2.2 技术关键之一——分页技术

由结构图可见，扩展 BIOS 的 12 条地址线 A0——A11 都是通过驱动电路连到 PC 总线上,因而它占据了 4K 的内存地址,而存储体 27512 的 16 条地址线只有 12 条连到 PC 总线,高 4 条(A12——A15)是由芯片 74273 的低位数据来决定,同时,每片 27512 的片选信号由芯片 74273 的高位数据通过 74138 译码器译码后来决定。因而,同一时刻,只有一片 27512 被选通，而且这一片 27512(64K)当中,只有一页 (212＝4K)被选中。可见,整个存储体 8 片 27512 ,总共 8×64K＝512K ,只占据 4K 内存地址空间，存储体芯片的选择以及芯片内页的转换均是由控制字(发送并锁存在 74273 中的数据字节)来完成,这就是分页技术。

因此，分页技术使大容量的存储体映射到一小段内存地址空间，从而使存储体在软件控制下模拟磁盘输入输出成为可能，它是通用软件固化卡的技术关键之一。

2.3 PC 总线接口

本接口卡只使用了数据总线 D0——D7 ，地址总线 A0——A19 ，及控制线 MEMR，MRMW 和 AEN.

,该文曾发表于《铁路计算机应用》,1995 年第 1 期

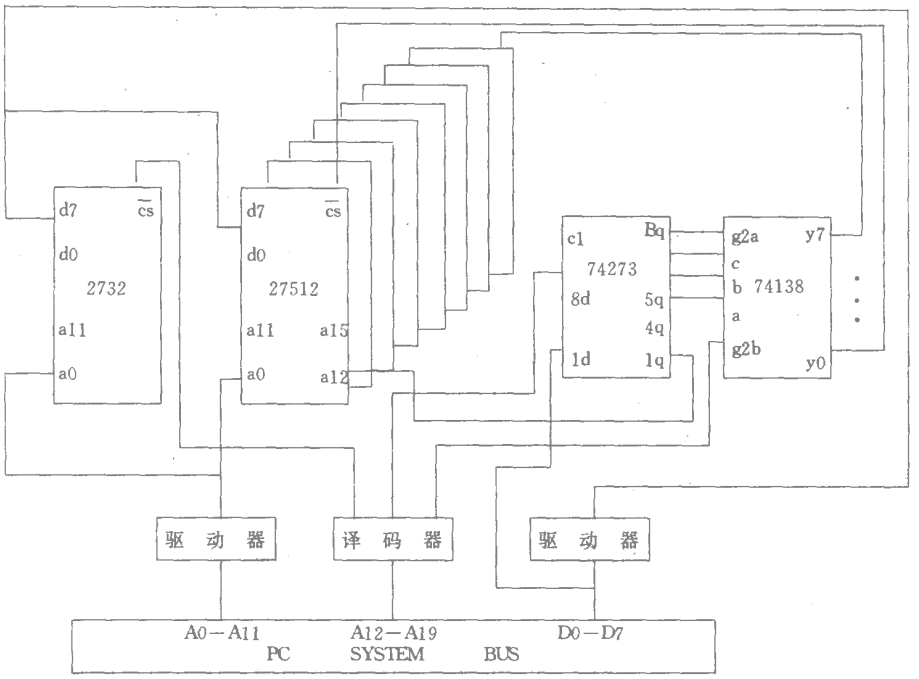


图 1　接口卡插件板结构图

2.4 驱动电路

由于 PC 系列机的总线直接驱动能力是 1——2 个 74 系列芯片,因此,本卡对数据总线和地址总线均进行了驱动。数据总线采用了 74245 ,选择端置低电平,方向由 MEMR 控制。见图 2.

地址总线的高八位 A12——A19 直接连到译码电路,不需驱动,低 12 位 A0——A11 采用两个 74365 ,选择端置低电平。见图 3。

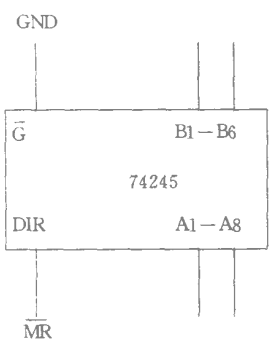
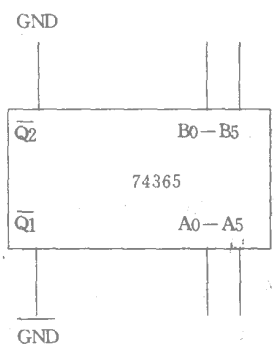


图 2　数据总线驱动



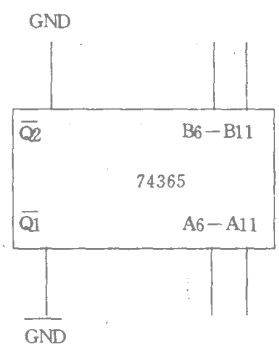


图 3　地址总线驱动

2.5 地址译码电路

用于存放扩展 BIOS 的 2732 的地址是 D0000——D0FFF(4K) 。送往 74138 的控制线 L138 当地址是 D1000——D1FFF 时为低电平,L138 接到 74138 的 G2B 端,当它为低时,74138 才译码,选通一片 27512 ,故存储体 27512 的地址空间是 D1000——D1FFF。 整个接口卡共占据 8K 内存空间 D0000——D1FFF 。见图 4。

2.6 控制电路

74273 的锁存端当 CS2732 和 MEMW 都为低电平时才为低，故控制端口地址为 D0000 控制字决定哪一片 27512 和片中哪一页被选通。

74138 完成 8 片 27512 选通线的译码，只有当 L138 为低电平即访问内存地址 D1000——D1FFF 时才产生译码。平时，L138 为高电平，74138 的输出全为高电平，8 片 27512 都不选通。

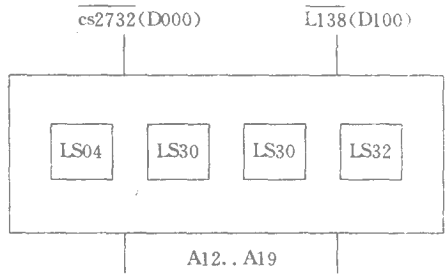


图 4 地址译码示意图

2.7 扩展 BIOS

扩展 BIOS 用来固化接口卡的控制程序，由于 PC 系列机一般将 D000 段和 E000 段留作用户区，我们选择 D000 段存放扩展 BIOS，由 PC 系列机的 ROM-BIOS 加载执行。

2.8 存储体

存储体的 8 片 27512 除两个控制端 CS 和 RE 外，其它均连通。

3 软件实现

3.1 原理

有了以上的硬件接口卡，还远远不能完成磁盘的功能，因为如果让用户直接操作以上硬件功能，实在是太繁琐了。扩展 BIOS 就起到了这样一个作用，它直接管理接口卡硬件操作，而提供给用户一个高级接口，让用户象使用普通磁盘一样来使用本卡，自己则完成磁盘输入输出参数到磁盘体的映射。

具体原理见图 6。

DOS 能够管理的软盘个数为 4 个，一般系统只配两个. 我们可以将存储体定义为一个新软盘，由扩展 BIOS 将系统 BIOS 数据区 0040：0010 处的软盘数加一，保存原 13H 中断，并建立一个新的 13H 中断，当用户访问原来的磁盘时，仍执行原 13H 中断，而当用户访问新软盘时，由扩展 BIOS 模拟原 13H 中断，完成对存储体的访问。

由于扩展 BIOS 是开机后自动执行的，所以，用户只需象使用软盘一样来使用本卡，无任何特殊操作。

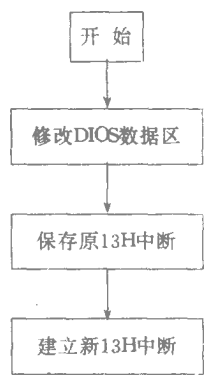


图6 扩展 DIOS原理图

3.2 技术关键之二——建立新的 13H 中断根据以上介绍，扩展 BIOS 的主要原理是建立新的 13H 中断，它是本接口卡的第二个技术关键。系统数据区 0040：0010 的两字节数据为系统配置，其中第一字节的第 6,7 位是软盘个数，系统一般为两个软盘，其值为 01，增大其值就增加了系统的软盘数。

新增加的软盘就是本卡，可以有多种安排方法，我们采取以下的安排，先检查系统 A 盘中是否有盘片，如果有，本卡作为第三个软盘 C，系统仍从 A 盘启动，如果 A 盘中没有盘片，则将本卡作为 A 盘，原软盘分别作为 B 盘，C 盘，此时由于本卡是 A 盘，故系统从本卡启动，可完成系统和应用程序的快速加载。

不管哪种情况，原硬盘系统的盘符都向后顺延. 见程序 1。

```
        push    ax
        push    bx
        push    cx
        push    dx
        push    si
        push    di
        push    ds
        push    es
        pushf
        mov     dl,40h
        mov     bx,0040h
        mov     ds,bx
        mov     es,bx
        mov     bx,0010h
        mov     al,byte ptr [bx]
        add     al,dl
        mov     byte ptr [bx],al
        mov     ax,6000h
        mov     ds,ax
        mov     es,ax
        mov     ax,0201h
        mov     bx,1000h
        mov     cx,0001h
        mov     dx,0000h        int     13h
        mov     dx,ax
        xor     ax,ax
        mov     ds,ax
        mov     es,ax
        mov     si,004ch
        mov     di,0200h
        cld
        movsw
        movsw       mov     di,004ch
        cmp     dh,80h
        jne     mys1
        mov     ax,offset myint1
        jmp     mys2
mys1:   mov     ax,offset myint2
mys2:   stosw
```

```
        mov     ax,cs
        stosw
        popf
        pop     es
        pop     ds
        pop     di
        pop     si
        pop     dx
        pop     cx
        pop     bx
        pop     ax
```

程序 1

3.3 地址计算子程序

限于篇幅,新的 13H **中断子程序不作全面介绍，但其中将磁头号，磁道号，扇区号转换成内存地址，并将该地址的内容从存储体读出的子程序最主要. 见程序** 2。

```
s2  proc    near
    push    ax
    push    cx
    push    dx
    push    ds
    mov     ax,0d000h
    mov     ds,ax
    mov     byte ptr ds:0,00
    shl     ch,1
    and     dh,01
    add     ch,dh
    mov     al,ch
    mov     dl,byte ptr ds:2018h
    mul     dl
    mov     ch,00
    dec     cl
    add     ax,cx
    push    ax
    mov     cl,04
    shr     ax,cl
    mov     byte ptr ds:0,al
    pop     ax
    and     ax,000fh
    mov     ah,al
```

```
        shl     ah,1
        mov     al,00
        add     ax,2000h
        mov     si,ax
        mov     di,bx
        mov     ax,0d000h
        mov     ds,ax
        mov     cx,0100h
        cld
        repz    movsw
        pop     ds
        pop     dx
        pop     cx
        pop     ax
        retn
s2      endp
```

程序 2

在以上计算过程中，为了简便起见，每磁道的扇区数直接使用 15，即 1.2 兆高密软盘的参数，为了能通用，可改为读取第一扇区 18H 处一字节内容。

4 使用及效果

本卡的使用很简单，将所需固化的所有程序（包括批处理）放到一张软盘上，如果需要从本卡启动，该软盘必须带系统．使用本卡所配的实用程序 ZH.COM ，将软盘内容写成八个文件 ZH0——ZH7 ，如果软盘不满，后几个文件可能为空，可不使用。将这些文件写到芯片 27512 上，按顺序插到卡上，将本卡插入批 PC 机扩展槽即可使用。

由于本卡访问速度快，抗干扰能力强，无磨损，不易损坏，因此，它的应用范围特别广泛。有了它，PC 机上的程序固化变得非常容易，又不影响原软硬盘的使用。对于无硬盘的 PC 机，插上它就变成无磨损的无盘工作站。对于使用大批量数据的 PC 机，可将系统及应用程序放到本卡上，而将数据放到硬盘上，这样，既加快了启动速度，又访止了计算机病毒的侵害。

5 功能的扩展

根据同样原理，在原卡上增加 RAM 盘，并配上掉电保护电路，就作成了 ROM/RAM 双盘卡。在很多应用系统中，可以使用本卡，用 ROM 盘作程序盘，用 RAM 盘作数据盘，甩掉硬盘，一是降低成本，二是使系统无磨损。

一般应用系统中程序量不是很大，512K 的固化卡已经够用，对于容量要求比较大的情况，可将存储体的 27512 芯片换成 27C010 或 27C040 ，使容量成倍增长。

本卡扩展 BIOS 长度极小，2732 中绝大部分空闲，可将病毒报警程序一起固化其中，这样，本卡集程序卡和防病毒卡于一身。

6 结束语

随着计算机应用的普及和超大规模集成电路技术的发展，各类接口卡应运而生，集接口计术和软件设计于一体的接口插件已成为计算机应用开发中的重要部分，本文所述就是其中一种，相信这种技术的应用会越来越广。

需要全本请访问 www.ertongbook.com