

5.

丘奇-图灵论题是计算机科学中以数学家阿隆佐·丘奇和阿兰·图灵命名的论题。该论题最基本的观点表明，所有计算或算法都可以由一台图灵机来执行。以任何常规编程语言编写的计算机程序都可以翻译成一台图灵机，反之任何一台图灵机都可以翻译成大部分编程语言的程序，所以该论题和以下说法等价：常规编程语言可以足够有效地来表述任何算法。该论题被普遍假定为真，也称为丘奇论题或丘奇猜想和图灵论题。

计算机理论的基础是可计算性理论，而可计算性理论的基础是“图灵机”与“丘奇-图灵论题”。丘奇-图灵论题是一个关于可计算性理论的假设，该假设论述了关于函数特性的、可有效计算的函数值，即在算法上可计算的。任何算法都可以由一台图灵机来执行，即以任何编程语言编写的算法都可以被翻译成一台图灵机，反之亦然，因此任何一种编程语言都是足够用来有效的表达任何算法。简而言之就是“任何在算法上可计算的问题同样可由图灵机计算”。

丘奇-图灵论题最早来源于图灵和丘奇关于判定性问题能否被解决的证明。当时丘奇首先利用递归函数和可定义函数来形式化地描述了有效计算性，紧接着图灵证明了判定性问题是不可解的。根据丘奇对有效可计算性的描述，图灵又证明了图灵机所描述的是同一集合的函数。对这一论题的观点进行延伸，可以得出一个结论：数学和逻辑学中的所有有效运算方法均可以用一台图灵机来表示和演算，通常这些方法需要满足：

- ①由有限多的精确指令组成，每一条指令都可以由有限多的符号来描述
- ②每个方法都会在有限步骤内产生结果
- ③该方法的执行不需要人类的智慧理解，即只需按照给出的指令计算即可得出结果。

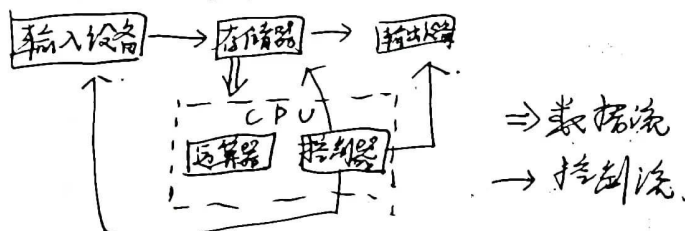
图灵机与当时哥德尔、丘奇、波斯特等人提出的用于解决可计算性问题的递归函数、λ演算、POST规范系统等计算模型在计算能力上是等价的。在这一事实的基础上，形成了著名的丘奇-图灵论题：一个自然数上的函数  $f: \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$  是能行可计算的，当且仅当它是图灵可计算的。此论题虽无法证明，但从未被推翻。图灵机出现之前的计算设备，比如算盘和其他机械式运算设备，虽然也是通用的计算机，但它们不可能像图灵机那样执行所有的计算任务。另外，算盘的程序只能储存在演算者的大脑里，而图灵机存储的程序成为计算机自身的一部分，这就是很重要的区别。

丘奇-图灵论题的意义非常深刻，涉及到宇宙的本质和超计算的可能性。广义的丘奇-图灵论题认为宇宙是一台图灵机，可以存储无限精度的实数，如果这样定义，则宇宙中不存在实数，只存在可计算数；由上，如果该定义为真，则在物理上对非递归函数的计算是不可能的。

其它的意义还有：我们可以正式定义不可计算函数。一个有名的例子是海狸很忙函数。该函数接受输入  $n$ ，返回具有  $n$  个状态的字图灵机在停机之前所能打印的最大符号数量。找到海狸很忙函数上限等于解决停机问题，该问题已被确定不能使用图灵机解决。丘奇图灵论题可断言该函数不能使用任何方法进行有效计算。

5.

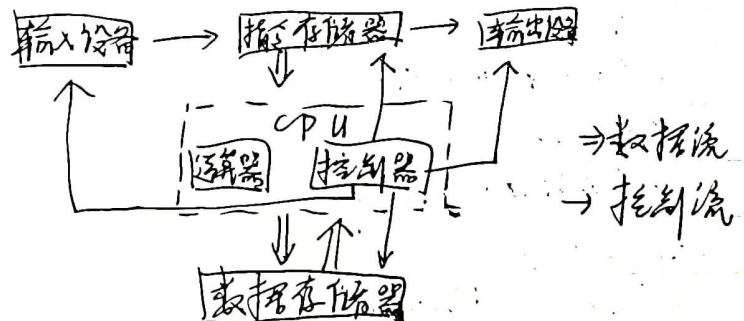
冯·诺依曼架构是当今多数计算机使用的抽象架构，传统的冯诺依曼架构具有统一的数据和指令总线。基本架构如下：



冯诺依曼架构中，程序的指令存储器 和数据存储器 被合并在一起，并且指令和数据共享同种总线，这种缺点过分依赖存储器，从而阻碍了处理器性能的进一步提高。

哈佛架构则是将指令存储和数据存储分开，并且具有独立的指令总线 和数据总线，使得指令获取和数据存储可以同时进行，因而程序的执行效率提高。

其基本架构如下：



冯·诺依曼架构是根据指令周期的不同阶段，来区分内存中取出的是指令还是数据的。

指令周期共分为 4 个部分：取指周期（取出指令）、间接寻址周期（找到被地址）、执行周期（取出数据）、中断周期（检查有无中断信号）

附加题1

U 0 0 U  
↑

(1) 周期1: ~~0000~~ 状态:  $q_1 \rightarrow q_2$

纸带上写: U 移动方向: R.

周期2:

U U 0 U  
↑

状态:  $q_2 \rightarrow q_3$

纸带上写: X 移动方向: R.

周期3:

U U X U  
↑

状态:  $q_3 \rightarrow q_5$

纸带上写: U 移动方向: L.

周期4:

U U X U  
↑

状态:  $q_5 \rightarrow q_5$

纸带上写: X 移动方向: L.

周期5:

U U X U  
↑

状态:  $q_5 \rightarrow q_2$

纸带上写: U 移动方向: R.

周期6:

U U X U  
↑

状态:  $q_2 \rightarrow q_2$

纸带上写: X 移动方向: R.

周期7:

U U X U  
↑

状态:  $q_2 \rightarrow q_{accept}$

纸带上写: U 移动方向: R.

$q_{accept}$  为终止态.

(2) 周期1:

U 0 0 0 U  
↑

状态:  $q_1 \rightarrow q_2$

纸带上写: U 移动方向: R.

周期2:

U U 0 0 U  
↑

状态:  $q_2 \rightarrow q_3$

纸带上写: X 移动方向: R.

周期3:

U U X 0 U  
↑

状态:  $q_3 \rightarrow q_4$

纸带上写: 0 移动方向: R.

周期4:

U U X 0 U  
↑

状态:  $q_4 \rightarrow q_{reject}$

纸带上写: U 移动方向: R.

$q_{reject}$  为终止态.

当两个U之间有4个0时, 可以得出: 终止态为:  $q_{accept}$ .

当两个U之间有5个0时, 终止态为:  $q_{reject}$ .

~~当两个U之间有6个0时~~ 当两个U之间有6个0时, 终止态:  $q_{reject}$ .

当两个U之间有8个0时, 终止态为:  $q_{accept}$ .

当两个U之间只有1个0时, 终止态为:  $q_{accept}$ .

当两个U之间没有0时, 终止态为  $q_{reject}$ .

故: 当两个U之间0的个数为  $2^n$  ( $n$ 为整数) 时为接受状态.  
其他状态为拒绝状态