

计算理论笔记

Posted on 2012 年 12 月 29 日 1123 Views

转一个学长的总结，原文<http://chj-yh.i.sohu.com/blog/view/113784360.htm>

Contents [hide]

- 1 第一章 导引
- 2 第二章 正则语言
- 3 第三章 上下文无关语言
- 4 第四章 丘奇-图灵论题
- 5 第五章 可判定性 停机并相应的进入拒绝或者接受状态
- 6 第六章 可规约性
- 7 第七章 可计算理论的高级专题
- 8 第八章 时间复杂性
- 9 第九章 空间复杂性问题

第一章 导引

1、如果起始状态也是接受状态，则接受空串。

2、计算的形式定义：

设 $M=\{.....\}$ ，是一台有穷自动机， $w=w_0w_1.....w_n$ 是字母表上的一个字符串，如果 Q 中存在状态序列 r_0, r_1, r_n ，满足以下条件：

$$r_0=q_0$$

$$(r_i, w_{i+1}) = r_{i+1}, i=0, 1, ..., n-1$$

$$r_n \text{ 属于 } F$$

则 M 接受 w 。

3、正则语言的定义：

如果一个语言能够被一台有穷自动机识别，则称他是正则语言。

4、正则语言的运算封闭性：并，连接，星。

- 5、DFA 确定型有穷自动机 NFA 非确定型有穷自动机。
- 6、费确定型有穷自动机：产生的是下一个状态的集合P (Q) 。而DFA是一个状态。
- 7、DFA和NFA识别相同的语言。能够识别相同的语言则认为是等价的。
- 8、一个语言是正则的当且仅当可以用正则表达式描述它。

第二章 正则语言

- 1、自动机的形式定义：5元组，状态集，字母表，转移函数，起始状态，终结状态。

第三章 上下文无关语言

- 1、上下文无关文法的形式定义。四元组——变元集、终结符集、规则集、起始变元。
- 2、正则语言与确定性自动机DFA等价。
- 3、乔姆斯基范式： $A \rightarrow BC$, $A \rightarrow a$, a 为任意终结符, A 、 B 、 C 为变元, 其中 B 、 C 不能为起始变元, 允许 $S \rightarrow \epsilon$, 其中 S 为起始变元。任意上下文无关语言都可以用乔姆斯基范式产生。
- 4、CFG转乔姆斯基范式：去空规则，删除变元；处理单一规则，传递增加规则。P65.
- 5、下推自动机PDA：6元组，状态集、字母表、栈字母表、转移函数、起始状态、终结状态集，与上下文无关文法等价；
- 6、一个语言是上下文无关的，当且仅当有一台PDA识别他。
- 7、非上下文无关语言的泵引理：P74。

第四章 丘奇-图灵论题

- 1、图灵机的形式化定义：7元组。
- 2、如果有图灵机识别的一个语言，则称这个语言是图灵可识别的。
- 3、判定器：对所有输入都停机的图灵机。永不循环。总能是拒绝或者接受。
- 4、图灵可识别的语言不一定是图灵可判定的。图灵可判定语言都是图灵可识别的。
- 5、多带图灵机：与单带图灵机等价，虚拟读写头和磁带，相对于单带，用#号将各带子分开。
- 6、一个语言是图灵可识别的当且仅当有多带图灵机识别他。
- 7、非确定型图灵机：在任何时刻，机器可以在多种可能性中选择一种继续进行。
- 8、每个非确定型图灵机都有一个确定型图灵机与之等价。
- 9、一个语言是可判定的当且仅当有一个非确定性图灵机判定他。

10、枚举器：图解P91。

11、丘奇：那么打演算，图灵：机器判定。

12、图灵机连通图的判定：扫描顶点，做标记，已标记顶点和无标记顶点是否存在边，做标记，扫描所有顶点，决定是接受还是拒绝。

13、0-PDA就是一个NFA，1-PDA就是pda，3PDA不比2PDA强。

第五章 可判定性 停机并相应的进入拒绝或者接受状态

1、与正则语言有关的可判定性问题：

A_{DFA} ：DFA B是否接受w的问题。 A_{DFA} 是可判定的。 A_{NFA} 是可判定的。 A_{REG} 是可判定的。 E_{DFA} 是可判定的。 E_{QDFA} 是可判定的。P100。核心思想：图灵机跟踪DFA的状态和当前位置，状态和位置的变化由转移函数决定。

2、与上下文无关语言相关的可判定性问题：

A_{CFG} 是一个可判定语言。核心思想：将CFG转换为乔姆斯基文法，w的任意派生都是 $2n-1$ 步，只需检查 $2n-1$ 步内的派生，其中n是w的长度。 E_{CFG} 是可判定的。所有的CFG都是可判定的。

3、停机问题（图灵机进入循环）：

A_{TM} 是不可判定的，但确实图灵可识别的（识别不一定能判定，能判定则一定可以识别）。

停机问题是不可判定的，存在无限循环。

4、对角化方法：存在语言是不是图灵可识别的。

5、一个语言是可判定的，当且仅当他既是图灵可识别的，也是补图灵可识别的。即：一个语言是可判定的，当且仅当他和他的补都是图灵可识别的。（消除无限循环）

6、 A_{TM} 的补不是图灵可识别的。

7、D正，上无P。

第六章 可规约性

1、可规约性：计算上是不可解的问题。规约就是将一个问题转化为另一个问题的方法。

2、 $HALT_{TM}$ 是不可判定的。核心思想，将其规约到一个图灵机可以判定的问题。构造一个图灵机来判定 A_{TM} ，得出矛盾。 E_{TM} 是不可判定的。

3、 $REGULAR_{TM}$ 是不可判定的（M是一个TM，而且其识别的语言是正则语言）。核心思想：

4、赖斯定理：检查关于语言的任何一个性质是否有图灵机识别都是不可判定的。 EQ_{TM} 是不可判定的（核心思想：根据 E_{TM} 的不可判定性）。

5、LBA：线性界限自动机。不会离开带子的左右端点，TM不会离开带子的左端点。

6、每个CFL都可以用一个LBA判定， A_{DFA} ， A_{CFG} ， E_{DFA} ， E_{CFG} 的判定器都是LBA。

7、 A_{LBA} 是可判定的。 E_{LBA} 是不可判定的。 ALL_{CFG} 是不可判定的。PCP（波斯特对应问题）是不可判定的。核心思想：将其规约到 A_{TM} 是不可判定的。

8、 A_{LBA} 的格局是有限的， qng^n 个。 Q 为状态数， n 为带子长度， g 为符号数。

9、映射可规约性（上面讲的都是计算历史可规约性）：

10、可计算函数：

11、映射可规约的定义（略）。P124。

12、EQTM既不是图灵可识别的，也不是补图灵可识别的（是不可判定的）。核心思想：

构造 A_{TM} 到EQTM的映射归约。P125。

第七章 可计算理论的高级专题

第八章 时间复杂性

1、时间复杂度的定义： w 的长度的函数 $f(n)$ 所经过的最大步数。

2、时间复杂性类：略。P149。

3、单带图灵机在 $o(n \log n)$ 时间内判定的语言都是正则语言。如果是双带图灵机，则可以在 $O(n)$ 时间内判定。核心思想：复制比较。

4、模型间的复杂性关系：

每一个 $t(n)$ 时间的多带图灵机都和某个 $o(t^2(n))$ 的单带图灵机等价。

每一个 $t(n)$ 的非确定性单带图灵机都与某个 $2^{O(t(n))}$ 的确定性图灵机等价。

5、P类：是确定型单带图灵机在多项式时间内可以判定的语言类。

PATH是P类问题——核心思想：进行单点标记。

REALPRIME是P类问题——核心思想：欧几里德算法， $\gcd(x, y) = 1$ 。

每一个上下文无关语言是多项式时间可判定的——核心思想： $2n-1$ 步推到，动态规划。

6、NP类：是具有多项式时间验证机的语言类。不具备多项式时间解决方法。

验证机：是一个算法，多项式时间算法。

一个语言在NP中，当且仅当它能够被某个非确定型多项式时间图灵机判定。或者是存在验证机在多项式时间内判定。

图中团的判定。子集和问题。

$NP \subseteq EXPTIME \subseteq TIME()$

7、NP 完全问题：NP中的某些问题的复杂性与整个类的复杂性相关，这些问题中的任何问题如果存在多项式时间算法，那么所有NP问题都是多项式时间可解的，这些问题称为NP完全的。

8、SAT是P，当且仅当 $P=NP$ 。SAT是NP完全的。

9、多项式时间可规约性：定义见P162。

10、NP完全性的定义：满足两个条件

B属于NP，并且，NP中的每个A都可以多项式时间可规约到B。

11、几个NP完全问题：coNP

团，顶点覆盖，哈密顿回路问题，SAT问题，子集和问题。

补充：

文字：变量或者变量的非。

子句：由或者连接起来的文字。

合取范式（cnf）：由并连接起来的子句。

3cnf：所有的子句都有3个文字。

第九章 空间复杂性问题

1、核心思想：空间可以重用，而时间不能。比如说SAT可以在线性空间内解决。

2、 $SPACE(f(n))$ 和 $NSPACE(f(n))$ 。定义略，确定型图灵机和非确定型图灵机判定的语言类。

3、萨维奇定理：任何非确定型TM都可以转化为 $f^2(n)$ 空间的确定型TM。

核心思想：t步的格局变化问题——可产生性问题。

4、PSPACE类：在确定型图灵机在多项式时间内可以判定的语言类。P183。

5、 $P \subseteq NP \subseteq PSPACE \subseteq NSPACE \subseteq EXPTIME$ 。

6、PSPACE完全性：

B属于PSPACE，PSPACE中的每一个语言A可多项式时间可规约到B。

如果只有第二条满足，则称B为PSPACE难的。

7、PSPACE完全性问题：

补充:

前述范式: 量词出现在语句的开头。带量词的布尔公式称为量词化布尔公式。全量词化布尔公式称为句子。全量词化: 变量出现在某个量词的辖域内。

宝山顾村二手房 女士接尿器 卡耐基梅隆 上海崇明岛房价 女士震
上海养老院排名 研究生论文 松江泗泾房价 深度学习 python绘制 宝山大华二手

本文遵从[CC版权协定](#), 转载请以链接形式注明出处。

本文链接地址: <https://www.annhe.net/article-1454.html>

This entry was posted in [计算理论](#) and tagged [总结](#), [湖南大学](#), [计算理论](#) by [annhe](#). Bookmark the [permalink](#) [<https://www.annhe.net/article-1454.html>] .