有序实数加法理论新的判定过程与多项式谱*

薛 锐

(中国科学院 软件研究所 计算机科学开放研究实验室,北京 100080)

E-mail: rxue@ios.ac.cn

http://www.ios.ac.cn

摘要: 推广 Volker Weispfenning 关于正的有序实数加法理论的量词消去方法,得到有序实数加法理论的一个量词消去的判定过程.在此基础上构造出一个新的、更为精细的判定方法.并且利用这一结果证明了固定量词长度的子类属于相应计算复杂性的多项式谱.与 E. D. Sontag 的类似结论比较,从这种简洁的方式可以得到一个较优的结果.这个结果实际上将 N. Megiddo 的关于正实数理论的结论推广到了一般实数理论.

关键词: 实数加法;判定过程;量词的界;量词消去;计算复杂性;多项式谱

中图法分类号: TP301 **文献标识码**: A

许多有趣的逻辑理论或者是不可判定的,或者具有较高的计算复杂性.实际上,从 Stockmeyer[1]的一个定理可以知道:任何具有至少一个非平凡关系模型的理论都是 Pspace 难的.多数理论的计算复杂性下界是指数时间的.因此,下面的问题就显得有意义了:是否可以在这些理论中(比如,通过一些语法限制)定义这样的公式类,使得它们既可以表达感兴趣的问题,又可以具有较容易的判定过程?我们知道,任何一阶公式 φ 等价于一个前束标准型 $Qx_1\ldots Qx_n\psi$,其中 $Q\in\{\forall,\exists\}$,ψ 是无量词的公式.要定义一个子类,最为自然的一种方式就是对公式的前束量词加以限制,如,对量词交替(quantifier alternation)的个数或者公式中量词的总数加以限制.还有一种途径是对无量词部分的公式结构进行限制,得到一些公式类.

一些特殊量词结构的公式类可以反映非常有意义的问题.已知的例子包括算术的存在公式类表示希尔伯特第 10 问题、Presburger 算术的存在公式类对应于线性丢番图不等式解的问题以及有限表示群的字问题可以由群论的全称公式类来表示.近年来,随着描述复杂性的蓬勃发展,这种特殊量词结构类受到极大的重视.例如,二阶$\exists$ 公式类表示的恰好是图论的 NP-类,这就是著名的 Fagin 定理.具有一个后继关系的 Horn 二阶$\exists$ 公式类表示的恰好是 P-类[2].这些都说明对特殊量词前缀和特殊结构的公式类的研究是极有必要的.

谓词演算中有关子类的判定问题和计算复杂性已经得到了广泛的研究[3].文献[4,5]研究了 Presburger 算术的固定量词个数的子类.这里,我们来研究有序实数加法理论的给定量词长度的子类,说明它在计算复杂性多项式谱中的位置.本文第 1 节叙述并推广 Weispfenning 的结果,得到实数加法理论的一个判定过程.第 2 节根据这个过程给出一个新的判定过程,从而自然地得到我们的主要结论.Weispfenning 最近指出 Songtag[6]的类似结论.经比较后发现,我们的证明不仅简明、自然,而且在实质上也优于其结果.

* **收稿日期**: 1999-10-19; **修改日期**: 2000-05-18

基金项目: 国家自然科学基金资助项目(69833020);山西省归国留学生基金资助项目(97093)

作者简介: 薛锐(1963-),男,山西翼城人,博士,副研究员,主要研究领域为数理逻辑,模型论,模态逻辑,逻辑在计算机科学中的应用.

1 Weispfenning 的方法及其推广

Volker Weispfenning 在文献[7]中从优化的角度给出一个量词消去过程,实际上得到了有序实数加法正理论的一个判定方法.我们证明文献[7]的方法可以推广为有序实数加法理论的一个判定过程,在此基础上构造一个新的判定过程,并且证明对于确定量词个数的子类属于相应的多项式谱,从而得到一个优于 E. D. Sontag[6]的结果.较之文献[6]中复杂的规约证明过程,我们的证明过程要简洁得多.这里实际上将 N. Megiddo[8]关于正实数理论的结果推广到了一般实数理论.下面简述 Weispfenning 的结论的证明过程.这个过程将在第 2 节用到.

有序实数加法理论的语言为 $\mathscr{L}_R=\{+,\leqslant,\alpha\in Q\}$,其中有理数 $\alpha\in Q$ 作为常量.它的项具有 $\alpha_1x_1+\alpha_2x_2+\ldots+\alpha_nx_n+\alpha$ 的形式,原子公式是形如 $t_1\leqslant t_2$ 的公式,其中 t_1,t_2 是项.公式用逻辑符号 $\vee,\wedge,\exists,\forall,\neg,(,)$依标准方式构成.我们用 $\mathscr{L}^+$ 表示 $\mathscr{L}_R$ 中不使用$\neg$的所有公式的集合.它是 $\mathscr{L}_R$ 的一个真子类,如$\neg(x=0)\notin\mathscr{L}^+$. Volker Weispfenning 在文献[7]中给出了 $\mathscr{L}^+$ 中句子的判定过程. $\mathscr{L}^+$ 中任意一个无量词公式为 $F(x,x_1,\ldots,x_r)$.为了构造一个与$\exists\ xF(x,x_1,\ldots,x_r)$等价的无量词公式,可以采取以下步骤:

(A) 根据 $\mathscr{L}_R$ 中项的特点,将 $F(x,x_1,\ldots,x_r)$的含有 x 的原子公式解为 $x\leqslant t$ 或 $t\leqslant x$ 两种形式,其中 t 不含有 x.记 U_1 为所有前一种形式中出现的 t 构成的集合,U_2 为所有后一种形式中出现的 t 构成的集合. $F(x,x_1,\ldots,x_r)$经过解方程后变为 $D(x,x_1,\ldots,x_r)$.

(B) 对于 $D(x,x_1,\ldots,x_r)$中的原子公式进行如下替换得到 $F'(x_1,\ldots,x_r)$:

如果 $U_1\neq\varphi\neq U_2$,则令 U 为 U_1,U_2 两者中基数较小者.

如果 $U_1=\varphi$(或 $U_2=\varphi$),$U=U_2$(或 $U=U_1$)

令 $F'(x_1,\ldots,x_r)=\bigvee_{t\in U}D(t,x_1,\ldots,x_r)$.

$\exists\ xF(x,x_1,\ldots,x_r)$与 $F'(x_1,\ldots,x_r)$的等价性可以简述如下:对于给定的实数 $\gamma_1,\gamma_2,\ldots,\gamma_r$. U_1, U_2 中元素都是实数.令 $\alpha=\min U_1$,当 $U_1=\varphi$ 时,则令 $\alpha=+\infty$;$\beta=\max U_2$,当 $U_2=\varphi$ 时,则令 $\beta=-\infty$. $\exists\ xF(x,\gamma_1,\ldots,\gamma_r)$为真当且仅当 $\beta\leqslant\alpha$ 并且 $x\in[\beta,\alpha]$.于是有以下引理.

引理 1(Weispfenning). 对于语言 $\mathscr{L}^+$ 中的任意公式$\exists\ xF(x,x_1,\ldots,x_r)$,其中 $F(x,x_1,\ldots,x_r)$是无量词公式,存在一个有效的量词消去过程,得到公式 $F'(x_1,\ldots,x_r)$,使得 $F'(x_1,\ldots,x_r)$与$\exists\ xF(x,x_1,\ldots,x_r)$等价.

这样,根据量词消去引理得到,$\mathscr{L}^+$ 中任意公式是可以量词消去的.

下面我们证明这个过程可以推广到 $\mathscr{L}_R$ 上.为此,用 $\mathscr{L}^+_{\neq 0}$表示上述的原子公式使用逻辑联词 $\vee,\wedge,\exists,\forall,\exists_{\neq 0}$依标准方式构成的所有公式的集合,其中$\exists_{\neq 0}x\ldots$表示$\exists\ x(x\neq 0\wedge\ldots)$.我们有下面的结果:

引理 2. 对于 $\mathscr{L}_R$ 的任意公式 $F(\overline{X})$,存在 $\mathscr{L}^+_{\neq 0}$中的一个公式 $G(\overline{X})$使得

$$R\models F(\overline{X})\longleftrightarrow G(\overline{X}).$$

证明:对于 $\mathscr{L}_R$ 的任意公式 $F(\overline{X})$,我们可以将其化为前束标准形式 $Q_1y_1\ldots Q_ry_rF'(\overline{X},\overline{Y})$,其中 $F'(\overline{X},\overline{Y})$是无量词公式.在 $F'(\overline{X},\overline{Y})$中将$\neg$尽可能地分配,使得$\neg$只出现在原子公式前面.假设$\neg(t_j\leqslant 0)$ $(0\leqslant j\leqslant r)$是所有包含$\neg$的子式.对每个$\neg(t_j\leqslant 0)$添加新变元 z_j,变为$-t_j\leqslant z_j$,得到公式 $F''(\overline{X},\overline{Y},\overline{Z})$.令

$$G(\overline{X})=\exists_{\neq 0}z_1\ldots\exists_{\neq 0}z_rQ_1y_1\ldots Q_ry_rF''(\overline{X},\overline{Y},\overline{Z}),$$

从 $G(\overline{X})$ 的构造过程容易看出 $\mathrm{R}\models F(\overline{X})\longleftrightarrow G(\overline{X})$. □

下面给出的定理说明,由 Volker Weispfenning 的方法可以得到 $\mathscr{L}_{\mathrm{R}}$ 的一个判定过程.

定理 1. 存在 $TH(\mathrm{R},+,\leqslant)$ 的一个判定过程.

证明:对于 $TH(\mathrm{R},+,\leqslant)$ 中的任意语句 $\varphi\in\mathscr{L}_{\mathrm{R}}$,将其化为前束标准形. 利用引理 2,将其化为 $\mathscr{L}^{+}_{\neq 0}$ 中的语句,用引理 1 的方法消去除 $\exists_{\neq 0}$ 以外的所有量词. 最后得到 $\exists_{\neq 0}z_1\ldots\exists_{\neq 0}z_rF(\overline{Z})$. 这时,$F(Z)$ 是关于 $z_1,z_2,\ldots,z_r$ 的一些线性不等式组的析取. 显见,它是可以判定的. □

2 新的判定过程与多项式谱

下面我们利用上一节的思想,通过分析量词消去的过程,建立有序实数加法理论的一个新的判定过程,自然地得到它的复杂度. 同时,我们利用新的判定结果证明了有序实数加法理论的子类——固定量词长度的所有语句属于相应的多项式谱类,为研究多项式谱提供了一个新的内容. 分析的方法类似于文献[9],有所不同的是我们不仅考虑公式的长度,也将量词的长度作为参数,因而得到更为精细的结论.

下面我们分析这个过程中常量界值的变化以及量词消去后公式的长度. 为此,先建立关于界值的概念.

定义 1. 设 $\alpha=p/q$ 是有理数,p,q 互为素数. $F(\overline{X})$ 是 $\mathscr{L}_{\mathrm{R}}$ 中的任意公式.

(1) α 的界值是所有 $\geqslant\max(|p|,|q|)$ 的有理数. 如果 m 是 α 的一个界值,则记 $B(\alpha)\leq m$,称 α 界于 m.

(2) 如果 $QxF(X)$ 中 x 的取值范围是所有界于 m 的有理数,则记为 $(Qx\leq m)F(\dot{X})$.

(3) 公式 $F(\overline{X})$ 的长度记为 $l(F)$. 如果 $F(\overline{X})$ 的所有常量界于 m,则记 $B(F)\leq m$.

在第 1 节的量词消去过程(A)中,如果 $\exists\, xF(x,x_1,\ldots,x_r)$ 界于 s_0,即 $B(F)\leq s_0$,构造 $D(x,x_1,\ldots,x_r)$ 时变元的系数进行了一次加法以及一次除法. 多次使用下面的注记不难看出,$B(D(x,x_1,\ldots,x_r))\leq 4s_0^4$. 由于(B)中代入 t 时不改变常量,假设 $s_0\geqslant 2$,故 $B(F')\leq s_0^5$.

如果 $\exists\, xF(x,x_1,\ldots,x_r)$ 的长度为 l_0,$D(t,x_1,\ldots,x_r)$ 中代入了至多 l_0 个 t,每个 t 的长度至多为 l_0,则 $l(D(t,x_1,\ldots,x_r))\leqslant l_0^2$,由此可知 $l(F'(x_1,\ldots,x_r))\leqslant l_0^3$.

注记 1. 上述讨论利用了这样一种性质,即对于自然数 α,β,如果 $B(\alpha)\leq m_1,B(\beta)\leq m_2$,则 $B(\alpha+\beta)\leq 2m_1m_2,B(\alpha\beta)\leq m_1m_2$.

结合上述讨论可以得到以下引理.

引理 3. 设 $QxF(x,x_1,\ldots,x_k)$ 是 $\mathscr{L}_{\mathrm{R}}$ 的一个公式,$F(x,x_1,\ldots,x_k)$ 中含有 s 个量词,对于给定的 $\gamma_1,\gamma_2,\ldots,\gamma_k$,它们分别界于 $w_1,w_2,\ldots,w_k$. 假设 $k\leqslant s_0^{5^s}$,则 $QxF(x,\gamma_1,\ldots,\gamma_k)$ 为真,当且仅当 $(Qx\leq w_1w_2\ldots w_ks_0^{(k+1)5^{s-1}})F(x,\gamma_1,\ldots,\gamma_k)$ 为真. 其中 $s_0=B(F)$,$Q\in\{\forall,\exists\}$.

证明:对于任意给定的有理数 $\gamma_1,\ldots,\gamma_k$,$\gamma_j\leq w_j$,$1\leqslant j\leqslant k$,$\exists\, xF(x,\gamma_1,\ldots,\gamma_k)$ 通过上述过程(A)和(B)消去 x 时,首先解出 x,这时项的形式为 $t=\sum_{i=1}^{k}a_i\gamma_i$,其中 $a_i\leq s_0^5$. 多次应用注记 1 的性质可知,$t\leq k\prod_{j=1}^{k}w_jB(F')^5$. 由于 F' 具有 s 个量词,因此 $B(F')\leq s_0^{5^s}$. 最终可以得到 $t\leq w_1w_2\ldots w_ks_0^{(k+1)5^{s+1}}$. □

定理 2. 设 $Q_1x_1Q_2x_2\ldots Q_mx_mF(x_1,\ldots,x_m)$ 是 $\mathscr{L}_{\mathrm{R}}$ 中的一个长度为 n 的句子,$F(x_1,\ldots,x_m)$ 是

无量词公式,$Q_i\in\{\forall,\exists\}$,对于 $1\leqslant i\leqslant m$,令 $w=2^{\lfloor nm(m+1)/2\rfloor 5^{m+1}}$,则下面的命题等价于

(1) $Q_1x_1Q_2x_2\ldots Q_mx_mF(x_1,\ldots,x_m)$为真;

(2) $(Q_1x_1\preceq w)(Q_2x_2\preceq w)\ldots(Q_mx_m\preceq w)F(x_1,\ldots,x_m)$为真.

证明:令 $s_0=B(F(x_1,\ldots,x_m))$,$w_0=1$,$w_1=s_0^{5^{m+1}}$,$w_k=w_1w_2\ldots w_{k-1}s_0^{k5^{m+1}}$,对于任意的 $1\leqslant k\leqslant m$,由引理 3 容易得知,

$$Q_1x_1Q_2x_2\ldots Q_mx_mF(x_1,\ldots,x_m)\text{为真}\quad\text{当且仅当}$$
$$(Q_1x_1\preceq w_1)(Q_2x_2\preceq w_2)\ldots(Q_mx_m\preceq w_m)F(x_1,\ldots,x_m)\text{为真}.$$

令 $w=w_m=s_0^{\lfloor m(m+1)/2\rfloor 5^{m+1}}$,由于 $s_0=B(F(x_1,\ldots,x_m))$,由题设可知,$l(F(x_1,\ldots,x_m))\leqslant n$,则 $F(x_1,\ldots,x_m)$中的有理数最大为 $s_0\leqslant 2^n$,所以 $w=2^{[nm(m+1)/2]5^{m+1}}$. □

我们的结论与文献[9]比较,虽然属于同一复杂类,但是常量要小 tj 多.对于 $\mathscr{L}_{\mathrm{R}}$ 中任意的长度为 n 的句子 G,可以化为长度为 $n\log n$ 的前束标准形,并且无须改变常量,因此我们的结论仍然成立.即无须对公式做任何改变,让变量遍历所有界于 w 的有理数即可判定 G 的真伪.由于整数可以用二进制表示,因此在实现此算法时,可以只使用 $d(nm(m+1)/2)5^{m+1}$空间(d 为一个实数常量).当 m 相对于 n 较小时,我们的结果比文献[9]的算法要节省大量的空间.Fischer 和 Rabin 在文献[10]中证明了下界结果:任意不确定自动机判定实数加法理论的长度为 n 的句子,对于几乎所有的 n,需要 2^{cn}时间.注意到我们的结果是确定性的.因此,如果 P≠NP,这些结果是(几乎)最优的.

可以预知,如此高的复杂性在实际应用中意义并不大.由于一些有意义的问题可以表示为一个理论的子类,如线性规划问题中属于有序实数加法理论的只含有存在量词的语句类.因此,研究一个理论的子类是有一定意义的.实际上,关于理论的子类的研究由来以久.文献[4,5]研究了 Presburger 算术的固定量词个数的子类.我们利用定理 2 的结果可以证明,对于有序实数加理论固定多个量词,m 个量词交替的子类属于多项式谱 $\sum_{m-1}^{P}$或$\prod_{m-1}^{P}$.这实际上在有序实数加法理论中推广了 Megiddo[8]的结果.多项式时间谱定义如下(见文献[4]).

定义 2. 多项式时间谱由类 $\sum_m^P,\prod_m^P$ 组成,$m\geqslant 0$.其中$\sum_0^P=P=\prod_0^P$.对于 $m\geqslant 1$,字母表 Γ 上的字的一个集合 L 属于$\sum_m^P$,如果它满足:存在多项式 $p(n)$以及集合 $L'\in P$,使得对于任意字 $x\in\Gamma^*$,

$$x\in L\quad\text{当且仅当}\quad(\exists\ y_1)(\forall\ y_2)(\exists\ y_3)\ldots(Q_my_m)[(x,y_1,y_2,\ldots,y_m)\in L'].$$

其中量词交替出现;$y_1,y_2,\ldots,y_m$ 的变化范围是 Γ^* 中长度不大于 $p(|x|)$的字(对于$\prod_m^P$有类似的定义).

定理 3. 用$[Q_1Q_2\ldots Q_s]_m$ 表示 $\mathscr{L}_{\mathrm{R}}$ 中固定量词长度具有 m 个量词交替的句子类,$TH(\mathrm{R})$是$(\mathrm{R},+,\leqslant,\alpha\in\mathrm{Q})$的理论,则有

(1) 如果 $Q_1=\exists$,则$[Q_1Q_2\ldots Q_s]_m\cap TH(\mathrm{R})\in\sum_{m-1}^{P}$;

(2) 如果 $Q_1=\forall$,则$[Q_1Q_2\ldots Q_s]_m\cap TH(\mathrm{R})\in\prod_{m-1}^{P}$.

证明:对于确定的量词长度 s 具有 m 个量词交替的句子 $Q_1x_1Q_2x_2\ldots Q_sx_sF(x_1,\ldots,x_s)$,设其长度为 n.由定理 2 可知,有一个多项式 $p(n)=n[s(s+1)/2]5^{s+1}$使得 $w\leqslant 2^{p(n)}$,任意界值小于 $2^{p(n)}$有理数的二进制表示上囿于 $cp(n)$,c 是一个正的实常数.如果以$|x|$表示 x 的二进制表示,则有下式成立:

$$\mathrm{R}\models(Q_1|x_1|\le cp(n))(Q_2|x_2|\le cp(n))\ldots(Q_s|x_s|\le cp(n))F(x_1,\ldots,x_s).$$

现在将量词分成两块,设与 Q_s 不同的具有最大脚码的量词为 Q_k,则 $Q_1Q_2\ldots Q_k$ 具有 $m-1$ 次交替. 对任意给定的 $a_1,\ldots,a_k,a_i\leqslant w$,我们利用 N. Megiddo[8]的算法,用线性多项式时间判定:

$$Q_s x_{k+1}\ldots Q_s x_s F(a_1,\ldots,a_k,x_{k+1},\ldots,x_s).$$

这说明,$[Q_1\ldots Q_s]_m\cap TH(\mathrm{R})$可以由上囿于 P 中的多项式具有 $m-1$ 次替换的量词所定义. 因此,当 $Q_1=\exists$ 时,$[Q_1\ldots Q_s]_m\cap TH(\mathrm{R})\in\sum_{m-1}^{P}$;当 $Q_1=\forall$ 时,$[Q_1\ldots Q_s]_m\cap TH(\mathrm{R})\in\prod_{m-1}^{P}$. □

Volker Weispfenning 最近指出 E. D. Sontag[6]的结果. Sontag 利用实数 convexity,通过复杂的规约过程得到类似的结论. 我们利用第 1 节的结果,自然地得到这一结论. 可以看出,证明过程简洁、自然. 同时,比较两个结果可以发现,我们得到的多项式是线性的,而文献[6]中的多项式则是非线性的,从这个意义上讲,我们的结果优于文献[6]的结论. N. Megiddo[8]给出了一个算法说明,一个实不等式组在维数确定的情况下可以有线性的解法. 我们的结果正是将这一结论推广到了一般实数理论.

References:

[1] Stockmeyer, L. The polynomial-time hierarchy. Theoretical Computer Science, 1977,3(1):1~22.

[2] Papadimitriou, C.H. Computational Complexity. New York: Addition-Wesely Publishing Company, 1994.

[3] Börger, E. Decision problems in predicate logic. In: Börger, E., ed. Proceedings of the Logic Colloquium, Vol 82. Amsterdam: North Holland, 1984. 263~301.

[4] Grädel, E. Subclasses of presburger arithmetic and the polynomial-time hierarchy. Theoretical Computer Science, 1988,56(1):289~301.

[5] Scarpellini, U. Complexity of subcases of presburger arithmetic. Transactions of American Mathematics Society, 1984,284(1):203~218.

[6] Sontag, E.D. Real addition and the polynomial hierarchy. Information Processing Letter, 1985,20(3):115~120.

[7] Weispfenning, V. Simulation and optimization by quantifier elimination. Journal of Symbolic Computation, 1997,24 (special issue on applications of quantifier elimination): 189~208.

[8] Megiddo, Nimrod. Linear programmin in linear time when the dimension is fixed. Journal of the Association for Computing Machinery, 1984,3(1):114~127.

[9] Ferrante, J., Rackoff, C. A decision procedure for the first order theory of real addition with order. SIAM Journal on Computing, 1975,4(1):69~76.

[10] Fischer, M., Rabin, M. Super Exponential complexity of Presburger arithmetic. In: Karp, R.M., ed. Complexity of Computation, Proceedings of SIAM-AMS Symposium in Applied Mathematics, Vol 7. 1974. 27~44.

New Decision Procedures and Polynomial Hierarchy for the Theory of Real Addition with Order*

XUE Rui

(Laboratory of Computer Science, Institute of Software, The Chinese Academy of Sciences, Beijing 100080, China)

E-mail: rxue@ios.ac.cn

http://www.ios.ac.cn

Abstract: In this paper, a quantifier elimination method for positive real theory with order by Volker Weispfenning is extended to a decision procedure, from which a new and finer decision method for eleminentary theory of real addition with order is given. It is proved that its subclasses of fixed number of quantifiers is in correspondant polynomial hierarchy. The result of this paper is essentially an extension of the claim on positive real theory by N. Megiddo to the whole real theory, which is relatively simply enduced in this paper, and comparably better than the similar result by E. D. Sontag.

Key words: real addition; decision procedure; quantifier-bounding; elimination of quantifier; computational complexity; polynomial hierarchy

---

* Received October 19, 1999; accepted May 18, 2000

Supported by the National Natural Science Foundation of China under Grant No. 69833020; the Foundation of Shanxi Province of China for Returned Scholars from Abroad under Grant No. 97093

2001 未来软件技术国际研讨会

International Symposium on Future Software Technology 2001(ISFST2001)

征 文 通 知

This is the 6th symposium dedicated to the future software technology, which will be held in Zhengzhou, China on November 5~7, 2001. It is organized by SEA (Software Engineers Association of Japan), UNU/IIST (International Institute of Software Technology of United Nations University), Zhengzhou University (China), and Henan University (China). The symposium will bring together researchers, practitioners, and educators in the leading-edge software technologies.

The theme of the ISFST2001 is: "First Step of Software Technology in 21st Century". Suggested topics include, but are not limited to: Software development method/tools; Software process (modeling/management); Web-related technologies; Database/Data warehouse; New application technologies; Software component and architecture; Formal methods/approaches; Testing and verification; System evolution and maintenance; Human aspects of computer application.

Paper Submission: Submissions should contain the type of the submission (Full (5000 words) or Extended-Abstract (1500 words)), title, author names and their affiliation and address, abstract, and a list of keywords, followed by the text. Electronic submissions (postscript or Word RTF) are welcome. Six copies are required for paper submission in case of surface mail. Submissions via FAX are not accepted. All submissions should be accompanied with cover-sheet information electronically sent to the Program Chair. The E-mail must include: title, author names, abstract, a list of keywords, the type of the submission (full paper or extended abstract), and the corresponding address of the first author (name, postal address, E-mail address, and phone and fax numbers). Paper selection will be based on originality and contribution to the topics. Accepted papers will appear in the symposium proceedings if it is presented by the author at the symposium, which will be published by SEA Japan.

Important Dates: Submission deadline: June 30, 2001;

Notification of acceptance: August 15, 2001;

Final paper due: September 20, 2001.

Communications: within China, the submissions should be received by one of the Program Chairs: Beijun Shen, Tel: 86-21-64855251, E-mail: isfst@asti.com.cn or beijun.shen@netease.com