一种空时分组码在频率选择性信道下的半盲递推解码

罗 铭 殷勤业 丁 乐 曾雁星
(西安交通大学电信学院信息工程研究所 西安 710049)

摘 要：该文针对频率选择性信道下的 Alamouti 空时分组码，提出了一种在接收端未知信道信息的情况下的半盲的递推解码方法。该方法基于子空间方法，利用少量的导频符号和空时分组码的结构，递推地同时完成信道均衡和解码，直接解得信息符号。与已有的按块批处理的盲解码方法相比，递推方法因为在递推过程中利用已经判得的过去的信息符号，能够方便地进行性能与运算量的折衷。仿真结果验证了方法的有效性。

关键词：递推解码，空时分组码，频率选择性，盲均衡，联合均衡解码

中图分类号：TN911.22 **文献标识码**：A **文章编号**：1009-5896(2005)12-1942-05

Recursive Semi-blind Decoding of a Space-Time Block Code in Frequency-Selective Channel

Luo Ming Yin Qin -ye Ding Le Zeng Yan-xing
(*School of Electronics and Information Engineering Xi'an Jiaotong University, Xi'an* 710049, *China*)

Abstract In the paper, assuming frequency-selective channel, a recursive semi-blind joint equalization and decoding method for Alamouti space-time block code is proposed. Based on subspace-based blind equalization method, the proposed method sequentially decodes Alamouti space-time block code without channel state information by exploiting the structure of the space-time block code and a few pilot symbols. In contrast with previous block-based blind decoding methods, the proposed method is more amicable to allowing tradeoff between performance and complexity. Simulation results demonstrate the effectiveness and flexibility of the proposed method.

Key words Recursive decode, Space-time block code, Frequency-selective, Blind equalization, Joint equalization and decoding

1 前 言

下一代无线通信系统要求提供高速率的宽带传输服务和大的系统容量以满足人们日益增长的对通信质量和容量的要求，因而，采用的通信体制必须能够高效地利用有限的频谱资源。空时编码作为一种简单而有效的发射分集技术，是信道编码技术和多天线技术的结合，能够有效地对抗无线信道的衰落效应，节省功率，提高通信质量[1]，成为近年来无线通信研究的一个热点。空时编码分集技术利用发射端的多根天线，将信息符号进行编码调制并通过多根天线发射，在空时域为信息符号提供冗余，接收端利用这一冗余，通过信号处理技术获得分集增益和编码增益，因而能有效地对抗无线信道的衰落，获得高的通信性能。其中空时分组码因其正交设计的编码结构、接收解码的复杂度低且易于应用而备受关注。

空时分组码由Alamouti首次提出[2]，然后由Tarokh推广到更一般的情形[3]。为了完成空时分组码的解码，以获得编码发射分集所提供的分集增益，接收机上必须已知信道信息。在空时编码系统中，因为所需估计的信道参数随发射天线的数目成比例地增加，所以常规的导频方法需要发射大量的导频符号来完成信道估计，从而造成频谱的利用效率的降低。因此，为了节省导频、提高频谱的利用效率，盲信道估计技术和不需信道估计直接的盲解码技术自然地应用到了空时编码的系统中。另一方面，空时分组码最早是针对平衰落信道而设计的，由于无线宽带业务所要求的通信数据率不断地提高，不可避免地面临在频率选择性信道下空时分组码的应用问题。文献[4]中将空时分组码同正交频分复用技术

2004-06-14 收到，2004-12-28 改回
国家自然科学基金(60272071)和教育部博士点基金(20030698027，20020698024)资助课题

(OFDM)结合，以符号块为单位，设计出一种频率选择性信道下的空时分组编码，然后在接收端利用共模方法估计出未知的频率选择性信道参数，并完成空时分组码的解码。文献[5]中通过预编码，使用子空间方法完成了使用空时分组码的正交频分复用系统的信道的盲估计。在单载波的情况下，文献[6]中，利用空时分组码的编码结构，提出了对一类“广义”的空时分组码进行盲和半盲的均衡和解码方法。文献[7]针对频率选择性信道下 3 发 1 收的满速率空时分组码，给出了一种不需预编码冗余，直接利用空时分组码的结构解码的方法。

本文提出了一种在未知频率选择性信道下，针对 Alamouti 空时分组码的半盲的递推解码的方法。通过在接收端使用多个接收天线或过采样而构成多输入多输出信道，利用空时分组码的编码结构和少量的导频符号，在未知信道信息的情况下递推地完成联合均衡和解码。所谓联合均衡和解码是指对信道的均衡和空时分组码的解码同时完成，直接获得原信息符号的过程。所谓递推是指解码过程中使用了已经判决得到的过去的信息符号。不同于文献[6,7]中按块批处理的方式，本文所给出的方法随着信号的接收进程顺序地解出信息符号，并在解码过程中利用过去判决出的信息符号来帮助解出新到来的信息符号。与按块批处理的方法相比，递推处理的方法更加灵活、有更高的计算效率。

本文结构如下，第2节给出系统的模型，第 3 节给出利用子空间方法进行递推联合均衡和解码的方法。第4节给出仿真实验的结果。第5节是结论部分。本文所使用的符号如下，大写粗体字母表示矩阵，小写粗体字母表示向量。$(\bullet)^{\mathrm{H}},(\bullet)^{\mathrm{T}},(\bullet)^{*}$ 分别表示共轭转置、转置和共轭操作。$\otimes$ 表示Kronecker积。$\boldsymbol{A}(k,:)$ 表示矩阵 $\boldsymbol{A}$ 的第 k 行。

2　空时编码系统和信号模型

系统基带模型如图 1 所示，信息符号 $s(n)$ 通过Alamouti空时分组编码器[2]后输出编码符号 $c_i(n)(i=1,2)$ ，输出的编码符号经过成形滤波后，分别送往第 i 根发射天线发射。接收端使用 M 根接收天线，每根天线上接收到的信号经过接收滤波器后，按 $T_s=T/Q$ 进行 Q 倍的过采样，然后采样得到的离散信号送入盲均衡和解码器中递推地完成联合均衡和解码。设由第 i 个发射天线到第 j 个接收天线的端对端基带信道的冲击响应为 $h_{ji}(t)$，它是由发射端成形滤波器，接收端接收滤波器和天线间的信道共同构成的。在这里我们假设信道的冲击响应在我们处理的符号块时间内不变，且收发两端时间同步良好。第 j 个接收天线接收到的通过接收滤波器后的基带信号 $r_j(t)$ 可以表示为

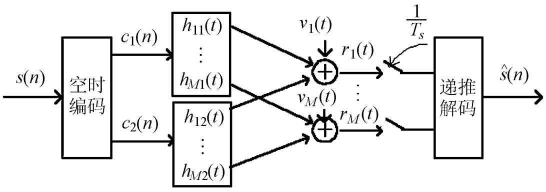

图 1　空时编码系统基带模型图

$$r_j(t)=\sum_{n}\sum_{i=1}^{2}c_i(n)h_{ji}(t-nT)+v_j(t) \tag{1}$$

其中 T 为符号周期。暂不考虑噪声项 $v_j(t)$ ，设信道冲激响应的时间长度为 LT ，对接收到的信号进行 Q 倍的过采样，采样时间点为 $t=kT+qT/Q$ ，$k=0,1,2,\cdots;q=0,1,\cdots,Q-1$ ，并令 $m=k-n$ ，得到离散的过采样信号为

$$r_j\left(kT+\frac{qT}{Q}\right)=\sum_{i=1}^{2}\sum_{m=0}^{L-1}c_i(k-m)h_{ji}\left(mT+\frac{qT}{Q}\right) \tag{2}$$

将 M 根接收天线上接收到的数据按如下堆成向量

$$\boldsymbol{r}(k)=\left[\boldsymbol{r}_1(k)^{\mathrm{T}},\boldsymbol{r}_2(k)^{\mathrm{T}},\cdots,\boldsymbol{r}_M(k)^{\mathrm{T}}\right]^{\mathrm{T}}$$

其中

$$\boldsymbol{r}_j(k)=\left[\boldsymbol{r}_j(kT)\quad \boldsymbol{r}_j(kT+T/Q)\quad \dots\quad \boldsymbol{r}_j(kT+(Q-1)T/Q)\right]^{\mathrm{T}}$$

由式(2)并考虑到接收端的高斯白噪声，接收信号可以表示为

$$\boldsymbol{r}(k)=\underbrace{\left[\boldsymbol{H}_0\quad \boldsymbol{H}_1\quad \cdots\quad \boldsymbol{H}_{L-1}\right]}_{H}\begin{bmatrix}\boldsymbol{c}(k)\\ \boldsymbol{c}(k-1)\\ \vdots\\ \boldsymbol{c}(k-L+1)\end{bmatrix}+\boldsymbol{v}(k) \tag{3}$$

上式中 $\boldsymbol{c}(n)=\left[\boldsymbol{c}_1(n),\boldsymbol{c}_2(n)\right]^{\mathrm{T}}$，$\boldsymbol{H}_l$ 是如下的 $MQ\times 2$ 列的矩阵，

$$\boldsymbol{H}_l=\begin{bmatrix}\boldsymbol{h}_{11}(l) & \boldsymbol{h}_{12}(l)\\ \vdots & \vdots\\ \boldsymbol{h}_{\mathrm{M}1}(l), & \boldsymbol{h}_{\mathrm{M}2}(l)\end{bmatrix},\qquad l=0,1,\cdots,L-1 \tag{4}$$

其中 $\boldsymbol{h}_{ji}(m)=\left[h_{ji}(mT)\ \ h_{ji}(mT+T/Q)\ \cdots\ h_{ji}(mT+(Q-1)T/Q)\right]^{\mathrm{T}}$，$i=1,2$，$\boldsymbol{v}(k)$ 为 $MQ\times 1$ 的高斯白噪声向量，其向量元满足均值为零，方差为 σ_v^2 的复高斯分布。

3　基于子空间的递推解码

在本节中，首先，我们基于子空间方法，通过利用空时分组编码后各个发射天线上的符号序列的关系完成频率选择性信道下的空时分组码的联合均衡和解码；然后，基于得到的解码关系式给出递推的解码方法。

3.1　基于子空间的联合均衡和解码

首先我们使用子空间方法[8]，结合空时分组码的结构，给出一种同时完成信道均衡和空时分组码解码的方法，我们称其为联合均衡和解码。为了方便，我们暂不考虑式(3)中的

噪声项 $\boldsymbol{v}(k)$。将 n 时刻以前连续接收到的 N 个信号向量堆成如下形式，其中 m 称为平滑系数，可以根据需要选取。

$$\boldsymbol{X}^{(m)}(n)=\begin{bmatrix}\boldsymbol{r}(n-N+1) & \cdots & \boldsymbol{r}(n-m+1)\\ \vdots & \ddots & \vdots\\ \boldsymbol{r}(n-N+m) & \cdots & \boldsymbol{r}(n)\end{bmatrix}\in \boldsymbol{C}^{mMQ\times(N-m+1)} \quad (5)$$

则由式(4)可得到

$$\boldsymbol{X}^{(m)}(n)=\boldsymbol{H}^{(m)}\boldsymbol{C}^{(m)}(n) \quad (6)$$

上式中

$$\boldsymbol{H}^{(m)}=\begin{bmatrix} & \iddots & \boldsymbol{H}\\ \iddots & \boldsymbol{H} & \iddots\\ \boldsymbol{H} & \iddots & \end{bmatrix}\in \boldsymbol{C}^{mMQ\times 2(L+m-1)}$$

$$\boldsymbol{C}^{(m)}(n)=\begin{bmatrix}\boldsymbol{c}(n-N+m) & \cdots & \boldsymbol{c}(n)\\ \vdots & \ddots & \vdots\\ \boldsymbol{c}(n-N-L+2) & & \boldsymbol{c}(n-m-L+2)\end{bmatrix}$$

$$\in \boldsymbol{C}^{2(L+m-1)\times(N-m+1)} \quad (7)$$

这里我们假设矩阵 $\boldsymbol{H}^{(m)}$ 是列满秩的，由式(6)知 $\boldsymbol{X}^{(m)}(n)$ 与 $\boldsymbol{C}^{(m)}(n)$ 行向量张成相同的空间。设 $\boldsymbol{V}_n$ 构成 $\boldsymbol{X}^{(m)}(n)$ 的零空间，则有

$$\boldsymbol{X}^{(m)}(n)\boldsymbol{V}_n=\boldsymbol{0} \Leftrightarrow \boldsymbol{C}^{(m)}(n)\boldsymbol{V}_n=\boldsymbol{0} \quad (8)$$

由于 $\boldsymbol{C}^{(m)}(n)$ 的各行向量相互独立，则 $\boldsymbol{X}^{(m)}(n)$ 和 $\boldsymbol{C}^{(m)}(n)$ 的秩为 $2(L+m-1)$，因此，$\boldsymbol{V}_n$ 是一个列数 $c_V=(N-m+1)-2(L+m-1)$，行数为 $(N-m+1)$ 的矩阵。为了保证 $\boldsymbol{V}_n$ 的存在，这里对 N 和 m 的取值要满足 $\boldsymbol{V}_n$ 的列数 $c_V>0$。$\boldsymbol{V}_n$ 可以由对矩阵 $\boldsymbol{X}^{(m)}(n)$ 进行奇异值(SVD)分解，然后取零奇异值对应的右奇异向量作为列而得到。设 $P=L+m-1$，依式(5)组建 $\boldsymbol{X}^{(m)}(n)$，$\boldsymbol{X}^{(m)}(n+1)$，.... $\boldsymbol{X}^{(m)}(n+P-1)$，并分别对它们进行奇异值分解可得到相应的 $\boldsymbol{V}_n$，$\boldsymbol{V}_{n+1}$，…，$\boldsymbol{V}_{n+P-1}$。定义

$$\boldsymbol{G}_n=\begin{bmatrix}\boldsymbol{V}_n & \boldsymbol{V}_{n+1} & \cdots & \boldsymbol{V}_{n+P-1}\end{bmatrix} \quad (9)$$

$$\boldsymbol{B}_n=\begin{bmatrix}\boldsymbol{c}(n-N+m) & \cdots & \boldsymbol{c}(n)\end{bmatrix} \quad (10)$$

上式中 $\boldsymbol{B}_n$ 是由各发射天线上发射的编码符号为行向量而构成的矩阵。注意到式(7)所给出的 $\boldsymbol{C}^{(m)}(n)$ 的 Toeplitz 结构，由式(8)可以得到

$$\boldsymbol{B}_n\boldsymbol{G}_n=\boldsymbol{0} \quad (11)$$

下面我们利用空时分组码的结构结合式(11)完成直接解码。为了方便，这里我们选择数据处理窗口长 N 和平滑系数 m 值，使得 $N-m+1=2B$（B 为空时编码块长度）。设 $n=2k(k\ge B)$。此时，由Alamouti空时分组编码的结构[2]得到，$n=2k-1,\ 2k$时刻的空时编码矩阵为

$$\begin{bmatrix}\boldsymbol{c}(2k-1) & \boldsymbol{c}(2k)\end{bmatrix}=\begin{bmatrix}c_1(2k-1) & c_1(2k)\\ c_2(2k-1) & c_2(2k)\end{bmatrix}=\begin{bmatrix}s(2k-1) & -s^*(2k)\\ s(2k) & s^*(2k-1)\end{bmatrix}$$

为了方便我们采用实星座图(典型如 BPSK)调制。则编码符号矩阵 $\boldsymbol{B}_{2k}$ 的同信息符号向量 $\boldsymbol{s}_{2k}=[s(2k-N+m),\cdots,s(2k)]$ 之间有如下关系：

$$\boldsymbol{s}_{2k}(\boldsymbol{I}_B\otimes\boldsymbol{P}_i)=\boldsymbol{B}_{2k}(i,:),\ i=1,2 \quad (12)$$

上式中 $\boldsymbol{P}_1=\begin{bmatrix}1 & 0\\ 0 & 1\end{bmatrix}, \boldsymbol{P}_2=\begin{bmatrix}0 & -1\\ 1 & 0\end{bmatrix}$。将式(12)代入(11)中得到

$$\boldsymbol{s}_{2k}\underbrace{\left[(\boldsymbol{I}_B\otimes\boldsymbol{P}_1)\boldsymbol{G}_{2k},(\boldsymbol{I}_B\otimes\boldsymbol{P}_2)\boldsymbol{G}_{2k}\right]}_{\boldsymbol{A}_{2k}}=\boldsymbol{s}_{2k}\boldsymbol{A}_{2k}=\boldsymbol{0} \quad (13)$$

考虑到噪声的存在，式(13)不再严格成立。设 $\tilde{\boldsymbol{s}}_{2k}$ 是由 $\boldsymbol{s}_{2k}$ 的前 $2\times(B-1)$ 个元所构成的行向量，$\boldsymbol{s}_{2k}^c=[s(2k-1),s(2k)]$ 是由 $\boldsymbol{s}_{2k}$ 的最后的两个元构成的行向量。若已知 $\tilde{\boldsymbol{s}}_{2k}$，可由下式求解符号 $\hat{\boldsymbol{s}}_{2k}^c$

$$\hat{\boldsymbol{s}}_{2k}^c=\underset{\boldsymbol{s}_{2k}^c\in\Omega^2}{\arg\min}\left\|[\tilde{\boldsymbol{s}}_{2k},\ \boldsymbol{s}_{2k}^c]\boldsymbol{A}_{2k}\right\|_F^2 \quad (14)$$

当采用 BPSK 调制，上式中 $\Omega=[+1,-1]$。式(14)可以采用最小二乘方法求解：设 $\boldsymbol{A}_{2k}$ 的前 $N-m-1$ 行构成矩阵 $\tilde{\boldsymbol{A}}_{2k}$，其最后两行构成矩阵 $\boldsymbol{Z}_{2k}$，则由

$$\boldsymbol{s}_{2k}^c=-\tilde{\boldsymbol{s}}_{2k}\tilde{\boldsymbol{A}}_{2k}\boldsymbol{Z}_{2k}^+ \quad (15)$$

求得判决变量，然后按 $\hat{\boldsymbol{s}}_{2k}^c=\mathrm{sign}(\mathrm{real}(\boldsymbol{s}_{2k}^c))$ 判决得到 $\hat{\boldsymbol{s}}_{2k}^c$。上式中 $\boldsymbol{Z}_{2k}^+$ 表示 $\boldsymbol{Z}_{2k}$ 的 Moore-Penrose 逆。求解过程中要求已知 $\tilde{\boldsymbol{s}}_{2k}$，即时刻 $n=2k$ 前的信息符号，在初始时可以通过发射的导频信息来满足这一条件，在随后的解码过程中使用前面已经解出的信息符号即可。

3.2 递推解码过程

以上我们给出了时刻 $n=2k$ 时的解码过程。下面我们详细说明递推解码中一步递推的过程。设已经得到了 $n=2k$ 以前的信息符号，下面给出时刻 $n=2(k+1)$ 的信息符号块 $\hat{\boldsymbol{s}}_{2(k+1)}^c$ 的求解过程。不考虑噪声存在时，由式(13)易得到

$$\boldsymbol{s}_{2(k+1)}\boldsymbol{A}_{2(k+1)}=\boldsymbol{0} \quad (16)$$

为了得到 $\boldsymbol{A}_{2(k+1)}$ 应该首先求相应的 $\boldsymbol{G}_{2(k+1)}$。参考 $\boldsymbol{G}_n$ 的定义式(9)可知，$\boldsymbol{G}_{2(k+1)}$ 是由 $\boldsymbol{G}_{2k}$ 的后 $(P-2)c_V$ 列和矩阵 $\boldsymbol{V}_{2k+P}$ 和 $\boldsymbol{V}_{2k+P+1}$ 构成。此处的 $\boldsymbol{G}_{2k}$ 由上一步的解码中已经得到，其余两个矩阵可以通过对 $\boldsymbol{X}^{(m)}(2k+P),\boldsymbol{X}^{(m)}(2k+P+1)$ 进行奇异值分解(参见式(8))而得到。进一步由 $\boldsymbol{X}^{(m)}(n)$ 的定义式(5)知，$\boldsymbol{X}^{(m)}(2k+P),\boldsymbol{X}^{(m)}(2k+P+1)$ 可以由上步递推中保留下的 $\boldsymbol{X}^{(m)}(2k+P-1)$ 出发，丢掉其中两个最旧的接收数据向量，然后加入新接收到的数据向量 $\boldsymbol{r}(2k+P),\boldsymbol{r}(2k+P+1)$，按式(5)而组合得到。基于以上分析，下面给出由 $n=2k$ 到 $n=2(k+1)$ 的一步递推解码算法的过程：

(1) 由新接收到的数据向量 $\boldsymbol{r}(2k+P),\boldsymbol{r}(2k+P+1)$ 和上步递推中保留下的 $\boldsymbol{X}^{(m)}(2k+P-1)$，构建 $\boldsymbol{X}^{(m)}(2k+P)$, $\boldsymbol{X}^{(m)}(2k+P+1)$；并由奇异值分解求得 $\boldsymbol{V}_{2k+P}$ 和 $\boldsymbol{V}_{2k+P+1}$；

(2) 由已知的 $\boldsymbol{G}_{2k}$ 和 $\boldsymbol{V}_{2k+P}$，$\boldsymbol{V}_{2k+P+1}$，按式(9)构建 $\boldsymbol{G}_{2(k+1)}$；

(3) 由 $\boldsymbol{G}_{2(k+1)}$ 依式(13)得到 $\boldsymbol{A}_{2(k+1)}$；

(4) 代入已经判决得到的时刻 $n=2k$ 前的信息符号，按式(15)完成 $n=2(k+1)$ 时的解码。

上述的算法第(4)步中求解式(15)时要求已知一定长度的符号序列，在最初时可以利用每帧数据前插入的一定数量的导频来满足这一要求；在其后的递推过程中，可以直接代入使用前面已解出的符号。由于解码的过程中代入了前面判决的结果，所以该算法称为递推算法。

3.3 说明

(1) 本文提出的递推算法的计算量主要集中在奇异值分解运算上。对 $\boldsymbol{X}^{(m)}(n)$ 的奇异值分解的运算量为 $o\left([mMQ\times(N-m+1)]^3\right)$，本文算法仅要求保证 $(N-m+1)-2\ (L+m-1)>0$，即 $\boldsymbol{X}^{(m)}(n)$ 零空间维数大于等于 1。在此条件下，通过选择数据窗口长度 N 和平滑系数 m 而改变解码的运算量。同时，由于改变 N 会影响算法的性能，从而给出了一种性能和运算量的折衷方式。

(2) 与按块批处理盲解码方法[7]比较，本文给出的方法(参见式(14))利用导频序列和代入已判决得到的符号，仅要求 $\boldsymbol{X}^{(m)}(n)$ 的零空间的维度大于等于 1 即可完成解码，因此本文的算法通过插入一定数量的导频，使得可以选择较小的 N 值，因而降低了 $\boldsymbol{X}^{(m)}(n)$ 奇异值分解的运算量；而以块为单位的批处理方法中要求保证零空间的维度要大于等于每块中所包含的信息符号的数目[7](以构成过定的方程组)，因而处理窗长 N 必须随每块中的信息符号长度而增加，运算量也相应增加。但是，本文方法由于初始化时插入的导频序列也降低了频谱的利用效率。

(3) 尽管我们给出的模型中接收端即使用了多天线又进行了时域过采样，但只要能满足使 $\boldsymbol{H}^{(m)}$ 成为列满秩阵，该算法对只采用多天线接收或使用单接收天线进行过采样的系统同样适用。

4　仿真实验结果

本节中，我们给出仿真实验的结果。仿真中采用 BPSK 调制，采用的仿真参数如下：接收端天线数为 $M=2$，过采样率 $Q=2$，平滑系数取 $m=7$。频率选择性 FIR 信道的阶次 $L=5$，每次蒙特卡罗实验采用随机生成的信道，信道的各阶系数均按均值为 0，方差为 1 的瑞利分布而随机获得。仿真中对信道进行归一化使其 Frobenius 范数为 1。仿真中以帧为单位组织数据，在每帧前加入一定数量的导频以完成递推解码算法的初始化过程。仿真中的信噪比为 $\mathrm{SNR}=10\lg(1/MQ\sigma_v^2)$，$\sigma_v^2$ 为噪声功率。

4.1 不同窗口宽度下的解码性能

图 2 给出了帧长为 100 个符号时，导频长度为 39，不同的滑动窗口长度 N=34,38,42,46 时，1000 次蒙特卡罗实验得到的直接解码误码率与信噪比的关系。随着窗口的长度增大，解码性能越来越好。原因在于求解 $\boldsymbol{X}^{(m)}(n)$ 的零空间时，窗口越长，每次处理的数据量也越大，因此得到零空间的精度越好，相应的解码性能也就越好。然而，窗口越长相应的奇异值分解的所需运算量也越大。因此，在递推解码中选择不同的窗口长度给出了一个性能和运算量的折衷方法。

4.2　不同帧长的情况下解码的性能

图 3 中给出了信噪比为 5dB，8dB 的情况下，滑动窗口长度 $N=40$，导频长度为 39 时，1000 次蒙特卡罗实验得到的解码误码率性能和帧的长度 FL 的关系。由图中我们看到帧长越长，解码的性能越差。这是由于在每帧的前面插入了一定量的导频，当帧长增加时，相当于单位符号数所对应的导频量的减少。同时在递推的解码过程中，由于要代入已经解出的信息符号，解码错误的可能性随着帧长的增加而增加。因此，这里通过选择帧长给出了一个频谱的利用效率同性能的折衷方法。

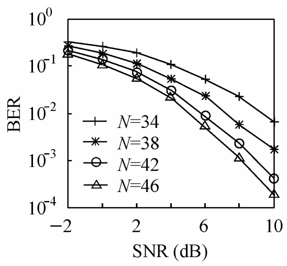

图 2 不同的窗口宽度的解码性能

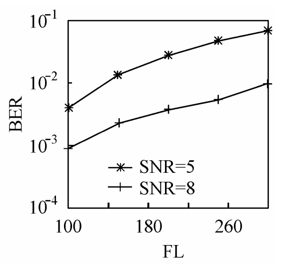

图 3　不同的帧长的解码性能

5　结束语

本文中提出了一种在未知频率选择性信道，针对采用 2 个发射天线的 Alamouti 空时分组码的半盲递推联合均衡和解码的方法。通过在接收端使用多个接收天线或过采样构成多输入多输出信道，基于子空间方法，利用空时分组编码的结构和少量导频信息，在未知信道信息的情况下，递推地完成联合均衡和解码。递推处理方法的优点在于更加灵活(给出各种折衷方法)，计算效率高。仿真结果验证了算法的性能，并给出实际应用时的折衷方法。

参 考 文 献

[1] Naguib A F, Seshadri N, Calderbank A R. Increasing data rate over wireless channels. *IEEE Signal Processing Mag.*, 2000, 17(3): 76－92.

[2] Alamouti S M. A simple transmitter diversity scheme for wireless communications. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 1998, 16(8): 1451－1458.

[3] Tarokh V, Jafarkhani H, Calderbank R. Space-time block codes from orthogonal designs. *IEEE Trans. on Info. Theory*, 1999, 45(5): 1456－1467.

[4] Liu Z, Giannakis G B, Scaglione A, *et al*. Decoding and equalization of unknown multipath channels based on block precoding and transmit-antenna diversity. Conference Record of the Thirty-Third Asilomar Conference on Signals, Systems, and Computers, Pacific Grove, CA, USA, 1999. 1557－1561.

[5] Zhou Shengli, Muquet B, Giannakis G B. Subspace-based (semi-)blind channel estimation for block precoded space-time OFDM. *IEEE Trans. on Signal Processing*, 2002, 50(5): 1215－1227.

[6] Leus G，Swindlehurst A L. Blind and semi-blind equalization for generalized space-time block codes. *IEEE Trans. on Signal Processing*, 2002, 50 (10): 2489－2498.

[7] Zhao Z, Yin Q Y, Zhang H. Decoding of full rate space-time block code without channel state information in frequency selective fading channels, Proc. IEEE ICASSP 2003, Hong Kong, May 2003, vol.5: 121－124.

[8] Gunther J H, Swindlehurst A L. Recursive blind symbol estimation of convolutionally coded cochannel signals. *IEEE Trans. on Signal Processing*, 2000, 48(10): 956－965.

罗 铭： 男，1977 年生，博士生，从事无线通信中空时信号处理方面的研究.

殷勤业： 男，1950 年生，教授，从事空间谱估计、智能天线、神经网络理论及应用和时频分析等方面的研究工作.

丁 乐： 男，1974 年生，博士生，从事通信信号处理等方面的研究.

曾雁星： 男，1977 年生，博士生，从事无线资源管理、通信信号处理等方面的研究.