

## 科学研究費助成事業 研究成果報告書

平成 27 年 6 月 8 日現在

機関番号：12601

研究種目：挑戦的萌芽研究

研究期間：2012～2014

課題番号：24656240

研究課題名(和文)高性能な準瞬時FV符号の構成法と性能評価に関する研究

研究課題名(英文) Study on the construction and evaluation of high efficient almost instantaneous FV codes

研究代表者

山本 博資 (Yamamoto, Hirosuke)

東京大学・新領域創成科学研究科・教授

研究者番号：30136212

交付決定額(研究期間全体)：(直接経費) 3,000,000円

研究成果の概要(和文)：マクミランの定理より、ハフマン符号が一意復号可能なFV符号(固定長-可変長符号)の中で最小の平均符号語長を達成できる最適な符号と長らく信じられていた。しかし、マクミランの定理では暗黙のうちに、固定した1つの符号木を使用することを仮定している。

本研究では、複数の符号木とその葉および不完全節点に情報源シンボルを割り振る準瞬時FV符号を提案すると共に、準瞬時FV符号がハフマン符号より短い平均符号長を達成できることを示した。さらに、2元および3元情報源に対して、整数計画法と繰り返し最適化を用いて最適な準瞬時FV符号が構成できることを示した。

研究成果の概要(英文)：It is known by the McMillan theorem that in the class of uniquely decodable codes, the Huffman code is the optimal FV code that attains the minimum average code length. But, the MacMillan theorem assumed implicitly that only a fixed code tree is used.

In this research, we proposed the almost instantaneous FV (AIFV) codes which use multiple code trees and source symbols are assigned to incomplete internal nodes in addition to leaves. We showed that the AIFV code can attain shorter average code length than the Huffman code. Furthermore, we also showed for binary or ternary sources that the optimal AIFV code can be constructed by using the integer programming and an iterative optimization.

研究分野：情報理論

キーワード：データ圧縮 情報源符号化 FV符号 ハフマン符号 準瞬時符号 情報理論

# 1 研究開始当初の背景

無歪み情報源符号は、FV 符号 (固定長-可変長符号) と VF 符号 (可変長-固定長符号) に部類され、それぞれ符号木と分解木を用いて表現できる。ハフマン符号 [1] とタンストール符号 [2] は、単一の符号木および単一の分解木を用いて符号化する場合、それぞれ FV 符号と VF 符号の中で最もよい圧縮率を達成できる符号として知られている。しかし、Yamamoto-Yokoo [3] は準瞬時 VF 符号 (almost instantaneous VF code) がタンストール符号よりよい圧縮率を達成できることを示している。

これに対して FV 符号の場合は、マクミランの定理 [5] により、一意復号可能な符号はクラフトの不等式を満たさなければならない、そのような符号は瞬時符号 (語頭符号) として実現できる [4]。そのため、瞬時符号の中で最もよい圧縮率を達成するハフマン符号が、一意復号可能な符号のクラスの中でも最適であると信じられていた。しかし、上記の議論では、定常無記憶情報源に対する一意復号可能な最適な符号は 1 つの固定した符号木で実現できると暗黙のうちに仮定している。

本研究は、上記の暗黙の仮定が一般には誤っており、準瞬時 VF 符号に双対な準瞬時 FV 符号 (almost instantaneous FV code) を考えることにより、ハフマン符号より圧縮性能がよく、かつ容易に一意復号可能な FV 符号を作ることができるという、全く新しい視点に立った研究である。

# 2 研究の目的

本研究では、準瞬時 FV 符号の定義を与えると共に、最適な準瞬時 FV 符号の構成法を与えることを目的としている。さらに、準瞬時 FV 符号が達成可能な平均符号長の上界を導出すると共に、それがハフマン符号の平均符号長より短くなることを理論的に明らかにする。また、幾つかの具体的な情報源に対して圧縮率を数値的に計算することにより、準瞬時 FV 符号がハフマン符号より実用的によりよい圧縮率が達成できることを示す。

# 3 研究の方法

本研究は、準瞬時符号の提案 (その符号化法および復号法を含む)、最適な準瞬時符号の構成法の提案、準瞬時符号の理論的な性能評価および数値計算による性能評価からなる。本研究は、主に理論的な研究であるため、得られた成果を国内外のシンポジウム等で発表すると共に、他の研究者と議論を行い、それらを通じて得られた知見に基づき準瞬時符号および理論の改良を行った。

なお、準瞬時符号のアイデアおよび理論的な性能評価は全て研究代表者が行った。また最適な準瞬時符号の構成法には、本多淳也博士 (東京大学) のアイデアを取り

入れた。また、数値計算による性能評価には、研究代表者の当時の大学院生であった Xiaofeng Wei 氏および卒業生の土橋将人の協力の下に行った。

# 4 研究成果

## (1) $K \geq 3$ に対する $K$ 元 AIFV 符号の提案

$K \geq 3$  に対する  $K$  元 AIFV 符号に関して、その定義と符号化法および復号法を下記のように与えた。

最初に準瞬時符号の定義を与える。ただし、符号アルファベットを  $\mathcal{Y} = \{0, 1, 2, \dots, K-1\}$  とする。

### 定義 1 ( $K$ 元 AIFV 符号)

(A)  $K$  元 AIFV 符号は、 $K-1$  個の符号木  $T_0, T_1, \dots, T_{K-2}$  から構成される。

(B) 各完全内部節点は  $K$  個の子を持ち、符号シンボル “0”, “1”,  $\dots$ , “ $K-1$ ” で結ばれている。また、各不完全内部節点は 1 個以上、 $K-2$  個以下の子を持ち、符号シンボル “0”, “1”,  $\dots$ , “ $K_c-1$ ” で結ばれている。ただし、 $K_c$  は子の数である。

(C) 符号木  $T_k$  の根は、 $K-k$  個の子を持つとき「完全」という。  $0 \leq k \leq K-2$  に対して、 $T_k$  の根が完全な場合、 $K-k$  の子は、符号シンボル “ $k$ ”, “ $k+1$ ”,  $\dots$ , “ $K-1$ ” で結ばれている。また、  $0 \leq k \leq K-3$  に対して、 $T_k$  の根が不完全な場合、その根は少なくとも 1 個以上、 $K-k-2$  以下の子を持ち、符号シンボル “ $k$ ”, “ $k+1$ ”,  $\dots$ , “ $K_c-1$ ” で結ばれている。ただし、 $K_c-k$  は不完全な根の子供の数である。なお、表記を簡単にするため、 $K_c-k$  個の子を持つ不完全な根は、 $K_c$  個の子を持つ不完全内部節点とみなすことにする。

(D) 情報源シンボルを葉および不完全内部節点に割り振る。しかし、完全内部節点にはどのような情報源シンボルも割り振ることはできない。

次に、 $K$  元 AIFV 符号を用いて情報源系列  $x_1x_2x_3 \dots$  を符号系列  $\mathbf{y} = y_1y_2y_3 \dots$  に符号化する手順を示す。

### 手順 1 ( $K$ 元 AIFV 符号の符号化)

(a) 符号木  $T_0$  を用いて最初の情報源シンボル  $x_1$  を符号化する。

(b)  $x_i$  が葉 ( $j$  個の子を持つ不完全内部節点) で符号化されたとき、次のシンボル  $x_{i+1}$  の符号化には  $T_0$  ( $T_j$ ) を用いる。

符号系列  $\mathbf{y}$  の復号の手順は次のようになる。

### 手順 2 ( $K$ 元 AIFV 符号の復号)

(a) 符号木  $T_0$  を用いて  $\mathbf{y}$  から最初の情報源シンボル  $x_1$  を復号する。

(b)  $\mathbf{y}$  を現在の符号木で、根から辿れる限り先に進む。辿り着いた不完全内部節点または葉に割り当てられている情報源シンボルを出力する。

(c) 辿った符号語系列を,  $\mathbf{y}$  の語頭から取り除く. もし, 辿り着いた節点が葉 ( $j$  個の子を持つ不完全内部節点) の場合は, 次の情報源シンボルの復号に, 符号木  $T_0$  ( $T_j$ ) を使う.

上記の復号手順より,  $x_i$  が葉で符号化されている場合は瞬時に復号できる. また,  $x_i$  が不完全内部節点で符号化されている場合は,  $x_i$  を復号するために,  $x_{i+1}$  の符号語の最初の符号シンボルを読む必要がある. つまり, 復号遅延は最大 1 符号シンボルである. このことから, 上記の符号を準瞬時 (almost instantaneous) FV 符号と呼んでいる.

簡単な例として, 3元 FV 符号を考える. 情報源アルファベットと符号アルファベットをそれぞれ  $\mathcal{X} = \{a, b, c, d, e\}$ ,  $\mathcal{Y} = \{0, 1, 2\}$  とする. また,  $\mathcal{X}$  上の確率分布は一様分布とする. このとき, 情報源のエントロピーは  $H_3(X) = \log_3 5 \approx 1.465$  であり, ハフマン符号の符号木は図 1 で与えられる. このハフマン符号は平均符号長  $L_H = 1.6$  を持つ.

次に図 2 の 3元 AIFV 符号を考える. この符号を用いると, 情報源系列 “ $abac$ ” は符号語系列 “0.1.1.20” に符号化され, 情報源系列 “ $cdebac$ ” は “2.21.20.1.1.20” に符号化される. (“.” は区切りを見やすくするために入れたもので, 実際の符号語系列では不要である.) また, 符号語系列  $\mathbf{y} = 10020$  は  $dae$  に復号され, 符号語系列  $\mathbf{y} = 1120$  は  $bac$  に復号される.

次に, 図 2 で与えられる 3元 AIFV 符号の平均符号長を求める. 符号木  $T_0$  と  $T_1$  の平均符号長を  $L_0$  と  $L_1$  とすると,  $L_0 = 1.4$ ,  $L_1 = 1.8$  となる. また, 符号木の遷移確率は, 次式で与えられる.

$$Q(T_1|T_0) = P_X(b) + P_X(c) = 0.4, \quad (1)$$

$$Q(T_0|T_1) = 1 - P_X(a) = 0.8, \quad (2)$$

従って,  $T_0$  と  $T_1$  の定常確率は, それぞれ  $Q(T_0) = 2/3$  と  $Q(T_1) = 1/3$  となる. よって, 図 2 で与えられる 3元 AIFV 符号の平均符号語長  $L_{AIFV}$  は次式で与えられる.

$$L_{AIFV} = \frac{2}{3}L_0 + \frac{1}{3}L_1 = \frac{4.6}{3} \approx 1.533, \quad (3)$$

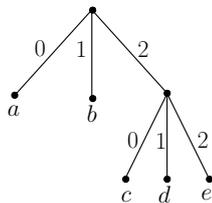


図 1:  $\mathcal{X} = \{a, b, c, d, e\}$  に対する 3元ハフマン符号.

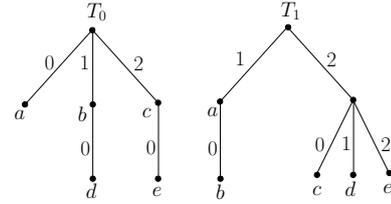


図 2:  $\mathcal{X} = \{a, b, c, d, e\}$  に対する 3元 AIFV 符号.

この値は, ハフマン符号の平均符号語長  $L_H = 1.6$  より短い.

$K$  元 AIFV 符号の符号木  $T_k$  に対してクラフトの不等式に相当した不等式を考えることにより, 任意の符号木  $T_k$  の平均符号長  $L_k$  が式 (4) を満たさなければならず, また, 式 (5) を満たす  $L_k$  を持つ符号木  $T_k$  が存在することを証明することができる.

$$L_k \geq H_K(X) + \sum_{j=0}^{K-2} P(\mathcal{N}_j^{(k)}) \log_K \frac{K-j}{K-k} \quad (4)$$

$$L_k < H_K(X) + \sum_{j=0}^{K-2} P(\mathcal{N}_j^{(k)}) \log_K \frac{K-j}{K-k} + 1 \quad (5)$$

ここで,  $\mathcal{N}_0^{(k)}$  および  $\mathcal{N}_j^{(k)}$  は, それぞれ符号木  $T_k$  の葉および  $j$  個の子を持つ不完全節点の集合を意味している.

なお, 符号木  $T_k$  に対する定常確率を  $Q(T_k)$  で表した場合, 最適な AIFV 符号の平均符号長  $L_{AIFV} = \sum_{k=0}^{K-2} Q(T_k)L_k$  は次式を満たし, 通常の FV 符号と同様となる.

$$H_K(X) \leq L_{AIFV} < H_K(X) + 1 \quad (6)$$

## (2) 2元 AIFV 符号の提案

4-(1) で取り扱った  $K$  元 AIFV 符号は,  $K-1$  個の符号木を使用するため,  $K \geq 3$  でなければならない. これに対して 2元 AIFV 符号に関して, その定義と符号化法および復号法を下記のように与えた.

### 定義 2 (2元 AIFV 符号)

(A) 2元 AIFV 符号は 2つの符号木  $T_0$  と  $T_1$  から構成される.

(B) 各完全内部節点は 2つの子を持ち, 符号シンボル “0” と “1” で結ばれる. また, 子を 1つ持つ不完全内部節点は, 主節点と副節点の 2種類に分類される. 主節点の子は必ず副節点となる. 主節点は符号シンボル “00” でその孫に結ばれる.

(C) 符号木  $T_1$  の根は 2つ子を持たなければならない. 符号シンボル “0” と “1” で結ばれる. そのとき, “0” で結ばれた子は副節点であり, 根は符号シンボル “00” で結ばれる孫を持つことはできない.

(D) 情報源シンボルは葉および主節点に割り振られる。しかし、完全内部節点や副節点には割り振られない。

情報源系列  $x_1x_2x_3\cdots$  は、上記の 2 元 AIFV 符号により次のように符号化される。

### 手順 3 (2 元 AIFV 符号の符号化)

- 符号木  $T_0$  を用いて、最初の情報源シンボル  $x_1$  を符号化する。
- $x_i$  が葉 (主節点) で符号化された場合、次の情報源シンボル  $x_{i+1}$  は符号木  $T_0$  ( $T_1$ ) を用いて符号化する。

例えば、図 3 の 2 元 AIFV 符号の場合、情報系列 “cbcaab” は “11.10.11.01.0.10” に符号化される。また、情報源系列が “cadbca” の場合は、 “11.01.1100.10.11.01” に符号化される。(“.” は、実際の符号語系列では必要ない。)

符号系列  $\mathbf{y} = y_1y_2y_3\cdots \in \mathcal{Y}^*$  は、符号木  $T_0$  と  $T_1$  を使って次のように復号される。

### 手順 4 (2 元 AIFV 符号の復号)

- 符号木  $T_0$  を用いて、 $\mathbf{y}$  から最初の情報源シンボル  $x_1$  を復号する。
- 現在の符号木の根から可能な限り  $\mathbf{y}$  に従って辿る。到達した主節点または葉に割り当てられた情報源シンボルを出力する。
- 根から到達した主節点または葉までのパスを  $\hat{\mathbf{y}}$  とする。 $\mathbf{y}$  の語頭から、 $\hat{\mathbf{y}}$  を取り除く。もし、到達した節点が葉 (主節点) の場合、次の情報源シンボルの復号に符号木  $T_0$  ( $T_1$ ) を使用する。

例えば、 $\mathbf{y} = 11101101010$  の場合、“111”を読むと、 $T_0$ の根から“111”というパスは存在しないので、到達節点は“11”で辿れる主節点となり、その主節点に割り振られた  $c$  が復号される。同様に  $\mathbf{y} = 11011100101101$  の場合は、“1101”を読むと、 $T_0$ の根から“1101”というパスは存在しないので、“11”で辿れる出節点に割り振られた  $c$  が復号される。この符号語系列の場合、復号化手順を続けると、情報源系列 “cadbca” が復号できる。 $x_i$  が葉で符号化されている場合復号は瞬時であり、 $x_i$  が主節点で符号化されている場合は最大 2 ビットの復号遅延が生じる。そのため、2 元 AIFV 符号の復号遅延は最大 2 ビットである。

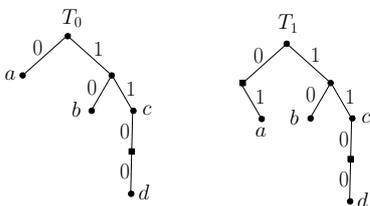


図 3: 2 元 AIFV 符号。

例として、 $\mathcal{X} = \{a, b, c, d\}$ ,  $P_X(a) = 0.45$ ,  $P_X(b) = 0.3$ ,  $P_X(c) = 0.2$ ,  $P_X(d) = 0.05$  である情報源を考える。この場合、エントロピーと 2 元ハフマン符号の平均符号語長は、それぞれ  $H_2(X) \approx 1.7200$ ,  $L_H = 1.8$  となる。これに対して、図 3 で与えられる 2 元 AIFV 符号の符号木  $T_0$  と  $T_1$  は、 $L_0 = 1.65$  と  $L_1 = 2.1$  を持つ。また、符号木の遷移確率が  $Q(T_1|T_0) = 0.2$  と  $Q(T_0|T_1) = 0.8$  で与えられることより、符号木  $T_0$  と  $T_1$  の定常確率は  $Q(T_0) = 0.8$  と  $Q(T_1) = 0.2$  となる。従って、全体の平均符号長は、 $L_{AIFV} = 1.65 \times 0.8 + 2.1 \times 0.2 = 1.74$  で与えられ、ハフマン符号の平均符号長  $L_H = 1.8$  より短くなる。

式 (4)–(6) に対応した不等式は次のようになる。

$$H_2(X) - P(\mathcal{N}_1^{(0)})(2 - \log_2 3) \leq L_0 < H_2(X) - P(\mathcal{N}_1^{(0)})(2 - \log_2 3) + 1 \quad (7)$$

$$H_2(X) + P(\mathcal{N}_0^{(1)})(2 - \log_2 3) \leq L_1 < H_2(X) + P(\mathcal{N}_0^{(1)})(2 - \log_2 3) + 1 \quad (8)$$

$$H_2(X) \leq L_{AIFV} < H_2(X) + 1, \quad (9)$$

### (3) 整数計画問題に基づく AIFV 符号木の構成法

まず、2 元 AIFV 符号の場合を考える。情報源アルファベットを  $\mathcal{X} = \{a_1, a_2, \dots, a_{|\mathcal{X}|}\}$  とし、その生起確率と符号長を  $p_t = P_X(a_t)$  と  $d_t = l(a_t)$  と表記する。また、主節点に対してコスト  $C_2 = 2 - \log_2 3 \approx 0.405$  を考える。このとき、次の整数計画問題を解くことにより、コスト  $C_2$  に対する最適な符号木  $T_0$  を求めることができる。ただし、2 値変数  $u_{t,d}$  は、情報源シンボル  $a_t$  が  $T_0$  の深さ  $d$  の葉に割り当てられる場合に  $u_{t,d} = 1$  を取り、それ以外の場合は  $u_{t,d} = 0$  を取る。また、2 値変数  $v_{t,d}$  は、情報源シンボル  $a_t$  が深さ  $d$  の主節点に割り当てられる場合に  $v_{t,d} = 1$  をとり、それ以外の場合は  $v_{t,d} = 0$  を取る。

#### 整数計画問題 1

$$\begin{aligned} & \text{minimize} \\ & \sum_{t=1}^{|\mathcal{X}|} \sum_{d=0}^D p_t (u_{t,d} d + v_{t,d} (d + C_2)) \end{aligned} \quad (10)$$

$$\begin{aligned} & \text{subject to} \\ & \sum_{t=1}^{|\mathcal{X}|} \sum_{d=0}^D 2^{-d} \left( u_{t,d} + \frac{3}{4} v_{t,d} \right) = 1 \end{aligned} \quad (11)$$

$$\sum_{d=0}^D (u_{t,d} + v_{t,d}) = 1, \quad t = 1, 2, \dots, |\mathcal{X}|, \quad (12)$$

$$\begin{aligned} & \sum_{t=1}^{|\mathcal{X}|} \left( v_{t,d} + \frac{1}{2} v_{t,d+1} \right) \\ & - \sum_{\ell=d+2}^D \sum_{t=1}^{|\mathcal{X}|} 2^{d+2-\ell} \left( u_{t,\ell} + \frac{3}{4} v_{t,\ell} \right) \leq 0, \\ & d = 0, 1, \dots, D-2, \end{aligned} \quad (13)$$

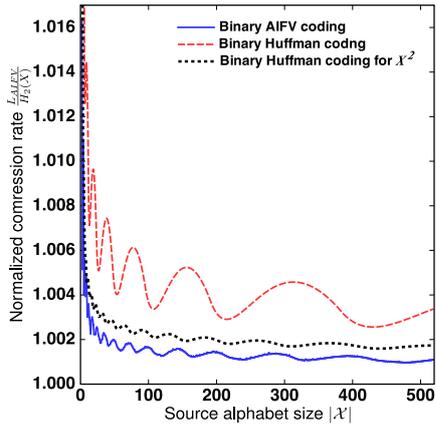


図 4:  $P_X^{(1)}$  に対する 2 元 AIFV 符号と Huffman 符号の性能比較

ここで、 $D$  (正整数定数) は、考えている  $T_0$  の取り得る最大深さを表している。

また、 $T_1$  に対する整数計画問題は、全ての  $t$  に対して  $u_{t,0} = v_{t,0} = 0$  とし、式 (11) を次の式で置き換えることで求められる。

$$\sum_{i=1}^{|\mathcal{X}|} \sum_{d=1}^D 2^{-d} \left( u_{i,d} + \frac{3}{4} v_{i,d} \right) = \frac{3}{4} \quad (14)$$

3 元 AIFV 符号の場合も同様に、整数計画法を用いて与えられたコストに対して最適な符号木  $T_0, T_1$  を同様に求めることができる。ただし、3 元の場合は、 $T_0$  や  $T_1$  の中に情報源シンボルが割り振られない不完全内部節点が 1 つ生じる可能性があるためである。そのような場合に葉を 1 つ追加して不完全内部節点を完全内部節点にして考える。そのことを表すための変数  $z_d$  を導入し、追加する葉が深さ  $d$  に存在する場合は  $z_d = 1$  を取り、存在しない場合は  $z_d = 0$  を取るようにする。詳しくは、文献 [9] を参照せよ。なお、3 元の場合は、不完全内部節点に対するコストは  $C_3 = 1 - \log_3 2 \approx 0.369$  となる。

#### (4) 2 元 AIFV 符号および 3 元 AIFV 符号の性能評価

上記のアルゴリズムに対して、次の定理が成り立つ。

**定理 1** アルゴリズム?? は収束し、かつステップ 5 で  $C^{(m)} = C^{(m-1)}$  が成立したとき、得られた符号木  $T_0$  と  $T_1$  はグローバルに最適である。

(証明：文献 [8])

なお、上記の定理は任意の初期コスト  $C$  に対して成立するが、2 元および 3 元 AIFV 符号に対して、初期コストとしてそれぞれ  $C_2 = 2 - \log_2 3$  および  $C_3 = 1 - \log_3 2$  を使うと、1 回目ですべて最適な符号木が得られる。

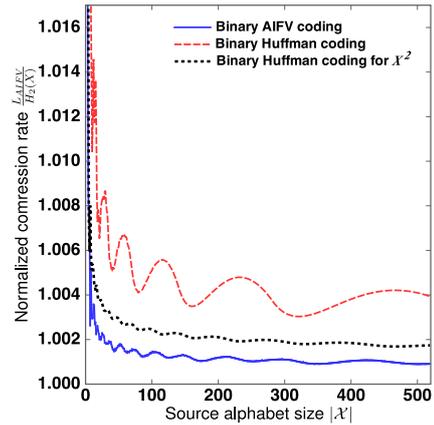


図 5:  $P_X^{(2)}$  に対する 2 元 AIFV 符号と Huffman 符号の性能比較

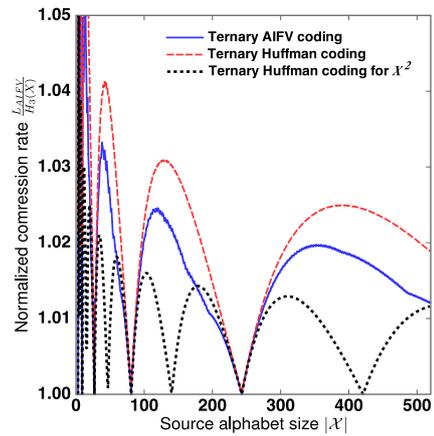


図 6:  $P_X^{(0)}$  に対する 3 元 AIFV 符号と Huffman 符号の性能比較

AIFV 符号の性能を Huffman 符号と比較する。情報源アルファベット  $\mathcal{X} = \{a_1, a_2, \dots, a_{|\mathcal{X}|}\}$  に対して、次の 3 種類の情報源を考える。

$$P_X^{(0)}(a_t) = \frac{1}{|\mathcal{X}|}, \quad P_X^{(1)}(a_t) = \frac{t}{A_1}, \quad P_X^{(2)}(a_t) = \frac{t^2}{A_2} \quad (15)$$

ここで、 $A_1 = \sum_{t=1}^{|\mathcal{X}|} t$  と  $A_2 = \sum_{t=1}^{|\mathcal{X}|} t^2$  は正規化係数である。図 4, 5 および図 6-8 にそれぞれ 2 元および 3 元 AIFV 符号の性能を示す。

“Ternary Huffman coding for  $X^2$ ”と書かれているグラフは、情報源シンボルを 2 シンボル拡大したのちに Huffman 符号で符号化したときの性能である。また縦軸はエントロピーで正規化した平均符号長である。これらの図より、AIFV 符号が Huffman 符号よりよい圧縮率を達成できていることがわかる。

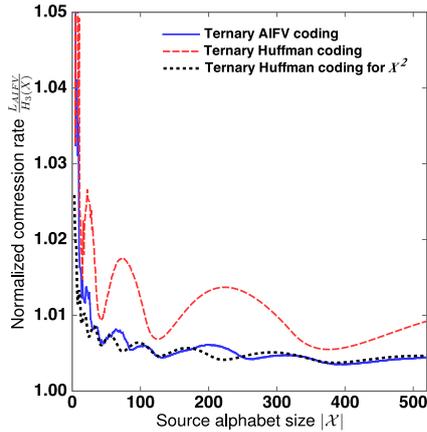


図 7:  $P_X^{(1)}$  に対する 3 元 AIFV 符号と Huffman 符号の性能比較

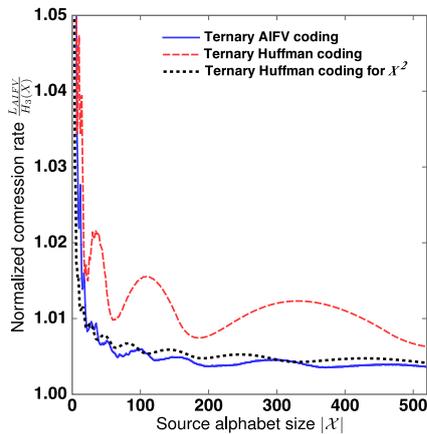


図 8:  $P_X^{(2)}$  に対する 3 元 AIFV 符号と Huffman 符号の性能比較

### <引用文献>

- [1] D. A. Huffman, "A method for the construction of minimum-redundancy codes," Proceedings of the IRE, vol. 40, no. 9, pp. 1098–1101, Sept. 1952
- [2] B. P. Tunstall, "Synthesis of noseless compression codes," Ph.D. dissertation, Georgia Institute of Technology, Sept. 1967
- [3] H. Yamamoto and H. Yokoo, "Average-sense optimality and competitive optimality for almost instantaneous VF codes," IEEE Trans. on Inform. Theory, vol. 47, no. 6, pp. 2174–2184, Sep. 2001
- [4] L. G. Kraft, "A device for quantizing, grouping, and coding amplitude-modulated pulses," Master's thesis, Department of Electrical Engineering, MIT, 1949
- [5] B. McMillan, "Two inequalities implied by unique decipherability," IRE Trans. on Inform. Theory, vol. IT-2, no. 4, pp. 115–116, Dec. 1956
- [6] H. Yamamoto and X. Wei, "Almost Instantaneous FV codes", IEEE ISIT2013, pp.1759-1763, July 7-12, 2013, Istanbul, Turkey

- [7] 土橋, 山本, 本多, "整数計画法を用いた準瞬時 FV 符号の符号木構成," 電子情報通信学会技術報告, 情報理論, IT2014-11, pp.1-6, 2014
- [8] 山本博資, "AIFV 符号の反復構成法に対する最適性証明," 電子情報通信学会技術報告, 情報理論, IT2014-57, pp.19-22, 2015
- [9] H. Yamamoto, M. Tsuchihashi, J. Honda, "Almost onstantaneous fix-to-variable length codes," submitted to the IEEE Transactions on Information Theory.

## 5 主な発表論文等

[雑誌論文] (計 0 件)

[学会発表] (計 3 件)

- ① 山本博資, "AIFV 符号の反復構成法に対する最適性証明," 電子情報通信学会技術報告, 情報理論, IT2014-57, pp.19-22, 2015 年 1 月 30 日, 東京大学フューチャーセンター (千葉県・柏市)
- ② 土橋将人, 山本博資, 本多淳也, "整数計画法を用いた準瞬時 FV 符号の符号木構成," 電子情報通信学会技術報告, 情報理論, IT2014-11, pp.1-61, 2014 年 7 月 17 日, 神戸大学 (兵庫県・神戸市)
- ③ [Hirosuke Yamamoto](#) and Xiaofeng Wei, "Almost Instantaneous FV codes", IEEE ISIT2013, pp.1759-1763, 2013 年 7 月 7 日-12 日, イスタンブール (トルコ共和国)

[図書] (計 0 件)

[産業財産権]

- 出願状況 (計 0 件)
- 取得状況 (計 0 件)

[その他]

なし

## 6 研究組織

(1) 研究代表者

山本 博資 (YAMAMOTO, Hirosuke)  
 東京大学・大学院新領域創成科学研究科・教授  
 研究者番号: 3 0 1 3 6 2 1 2

(4) 研究協力者

衛曉峰 (WEI, Xiaofeng)  
 土橋将人 (TSUCHIHASHI, masato)  
 本多淳也 (HONDA, Junya)