巻頭言

サイバー空間との関わり

島村　徹也
情報メディア基盤センター長

本学で現在利用している情報基盤システムは、2012 年 3 月からのレンタル契約により今に至っている。このシステム導入に伴い、学内における情報教育を集約的に行うために、情報端末室を工学部講義棟内に設置し、その管理運用を情報メディア基盤センターが担うこととなった。これにより、学生への情報教育での学習効果は向上し、同時に学内での情報セキュリティの強化がなされて来ている。しかしながら、この裏には、少ない人員と限られた時間の中で、センター関連教職員及び情報基盤課の努力があることを、この場をお借りしてあえて申し上げたい。

インターネットは、毎日の生活の一部になっている。一昔前は、電話や手紙で情報を伝えるのが当たり前であったが、今や電子メールを介して会議をする時代である。買い物も、インターネット経由で簡単にできる。顧客の買い物動向が売り手側で分析され、顧客が注文する前に必要と思われる品物が、先に準備されるようにもなって来ている。このような利便性は、益々増大して行くことが予想されており、最近では“人工知能”化されて行く情報システムが話題になっている。

このようなインターネットの空間、サイバー空間は、通信技術と共に発展して来ているが、同時にセキュリティの重要性を顕著にして来た。個人情報の流失の事件はあとを絶たない。ネットバンキング不正送金事件においては、昨年埼玉県のみにおいても 105 件、被害総額が約 1 億 5000 万円だったそうである。このような問題を抱えているのもサイバー空間である。

情報セキュリティポリシーは、その組織において、このような問題から情報システムの安全を確保するためにある。ポリシーに準じた基準があり、さらにその基準に基づき手順書が作成されている。組織内構成員は、これを遵守する責務がある。この姿勢がおろそかにされるとき、大きなインシデントが発生すると言っても過言ではない。

本学のような中堅規模の大学においても、情報メディア基盤センターのような一組織が、限られたマンパワーで、全学の情報セキュリティを確保するのはたいへんに困難である。構成員一人一人の、安全なサイバー空間の確立に向けてのご理解・ご協力をお願いする次第である。

地域社会や世界に向けて、積極的に情報発信していくべき大学においては、同時に情報を明らかに保守して行く必要がある。今後、情報セキュリティの強化は、益々叫ばれて行くであろう。

Saitama University
埼玉大学

PAPR Reduction without Side Information in OFDM Systems

Tetsuya Shimamura

1 Introduction

Orthogonal frequency division multiplexing (OFDM) is a very attractive technique for high data rate wireless transmission due to its high spectral efficiency and robustness against multipath fading. As a result, OFDM has gained much popularity and has been widely used in a variety of communication systems [1][2]. However, the major issue of OFDM is peak-to-average power ratio (PAPR) of transmitted signals, which results in a loss of transmitter power efficiency. High PAPR brings OFDM signal distortion in the nonlinear region of high power amplifier (HPA), and this signal distortion induces degradation of bit error rate (BER) and adjacent channel interference [3][4]. Numerous techniques have been proposed to avoid the occurrence of high PAPR of OFDM signals in the time domain, such as clipping and filtering [5], companding transform schemes [6], active constellation extension [7], tone reservation [8], selected mapping (SLM) [9] and partial transmit sequence (PTS) [10]-[14]. Among them, the PTS scheme is promising, since it can obtain a good PAPR reduction performance without any signal distortion.

In the conventional PTS scheme, the original frequency domain input signal is partitioned into disjoint subblocks, in which each subblock is rotated by a set of different phase factor sequences to generate a set of different candidate signals. Finally, the candidate signal with the minimum PAPR is chosen for transmission. For the conventional PTS scheme, however, extra bits should be reserved for the transmission that involves the optimal phase factor sequence as side information, resulting in a decrease of the data rate. Moreover, the side information will be interfered in a frequency selective fading channel, which leads to huge degradation of the BER performance [15][16].

In this paper, we propose a new PAPR reduction algorithm without side information based on constellation reshaping. For the proposed method, we will rebuild a set of constellations with different phase factors, by which the receiver can easily determine which phase sequence has been transmitted, instead of using the side information. We also show that compared with the conventional PTS method, the probability of further PAPR reduction is higher for the proposed method.

2 OFDM System with PTS

In OFDM systems, a discrete time domain signal is represented by inverse Fourier transform of complex symbols being subcarriers such as phase shift keying (PSK) or quadrature amplitude modulation (QAM). The PAPR of an OFDM signal is defined as the ratio between the maximum instantaneous power and its average power. The peak power occurs when the modulated symbols are added with the same phase. The complementary cumulative distribution function (CCDF) is a widely used performance measure for PAPR reduction techniques, which represents the probability that the PAPR of a symbol exceeds a certain threshold of PAPR.

For the conventional PTS scheme, the objective is to optimally combine the subblocks of each set of candidate signals to obtain a time domain signal with the minimum PAPR from the sets of different time domain OFDM signals.

In the practical application of the conventional PTS scheme, the phase factor is usually chosen from 1 or -1 for generating the phase vector. Moreover, in order to recover the original signals correctly at the receiver, it is necessary to know which phase factor sequence has been chosen as the side information. The side information is required to transmit at the transmitter, and a number of extra bits are required to represent this side information, which brings a large number of redundancy and a loss of the date rate for OFDM system.

3 New PTS Method

The objective of the proposed algorithm is to achieve PAPR reduction without any side information transmission based on PTS scheme. We apply the mechanism of previous studies in [17] and [18]. In [17], the authors proposed a constellation reshaping method to reduce the PAPR, which does not need the transmission of side information to the receiver. For the method, a reshaped amplitude modulation is generated, then the inherent diversity of the reshaped constellation with different phase rotation factors could be exploited at the receiver. As a result, the reshaping method achieves lower BER than the method with the side information transmitted. However, the optimal location of the reshaped points are not offered for obtaining a better BER performance. On the other hand, the constellation extension in [18] offers an increased margin, which guarantees a lower BER performance. Based on the consideration above, a new PTS method is proposed in this paper. To easily understand the idea of the proposed method,

we take an example of QPSK constellation in Fig.1. Assume that all the phase factor sequences have been generated. The constellation points will be reset by different phase vector after obtaining the frequency signal sequence. The proposed method generates a new signal sequence.

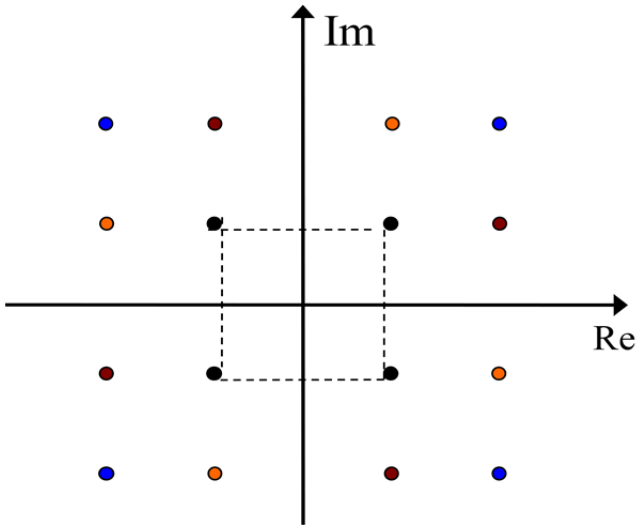


Figure 1 Rebuilt constellation for QPSK

We can rebuilt constellations for 16QAM and 64 QAM, respectively, by applying the proposed method.

4 Simulation Results

To evaluate the overall system performance of the proposed algorithm, computer simulations were conducted based on an OFDM system. The results include the CCDF of PAPR and the BER of the proposed method. Table 1 shows the parameters of simulation in the OFDM system.

Table 1 System parameters employed for simulation

Number of subcarriers	512
Number of subblocks	2, 4, 8
Phase rotation factor	1, -1, j, -j
Number of phase factors	4
Modulation	QPSK, 16QAM, 64QAM
SNR (dB)	0 - 25
Channel	AWGN

In this simulation, we compare the proposed method with the conventional PTS in PAPR reduction performance, and the simulation results are presented in Fig 2. Fig.2 shows the performance of PAPR reduction of the conventional PTS scheme and the proposed method for the number of subblocks 2, 4, 8 and phase factors 4. From Fig.2, it is obvious that the proposed method can offer further PAPR reduction than the conventional PTS scheme, when a QPSK constellation is employed. We can also see that as the number of subblocks is increased, the performance of PAPR reduction becomes lower by using the proposed method or the conventional PTS scheme. The PAPR reduction performance of the constellation reshaping method is the same as that of the conventional PTS scheme [17]. From this point of view, Fig. 2 indicates that the proposed method can obtain better PAPR reduction performance than the conventional PTS scheme.

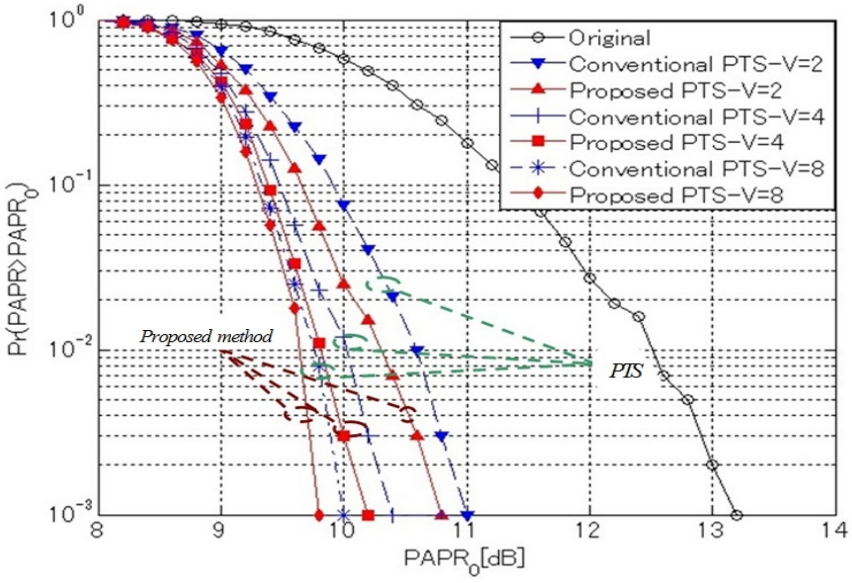


Figure 2 PAPR performance

The BER performances of the proposed method, the conventional PTS scheme (C-PTS) and the constellation reshaping method (R-PTS) [17] with additive white Gaussian noise (AWGN) are presented in Fig.3. The results show that the BER performances of an ideal C-PTS that has perfect side information (SI) is almost the same as C-PTS with estimated side information over AWGN channel. However, the BER performance of R-PTS without side information is slightly worse than that of C-PTS because the constellation was reshaped but the average power of transmit

signals was constant, which makes the received signals contain incorrect information more likely, which leads to that the received signals could not be recovered correctly without side information.

Moreover, we can see that the proposed method can obtain a better BER performance than R-PTS or C-PTS due to the fact that the constellation was extended while the transmission of the side information was avoided. As the extension distance in the proposed method is decreased (Proposed-method-0.5K), the performance of the proposed method becomes worse because lower extension distance makes the occurrence of erroneous estimation event more likely which leads to a decrease of the BER. Fig.3, however, shows that even the proposed method with the use of low extension distance provides better performance than C-PTS and R-PTS.

Since the conventional constellation point is extended, the proposed algorithms require an increase in the transmit signal power. This comes at the outlay of complexity, efficiency as well as cost. To alleviate the effect of transmit power increase, we should choose the minimum value of the constellation point to rebuild the new constellation for the proposed method at the cost of slight increase in transmit power.

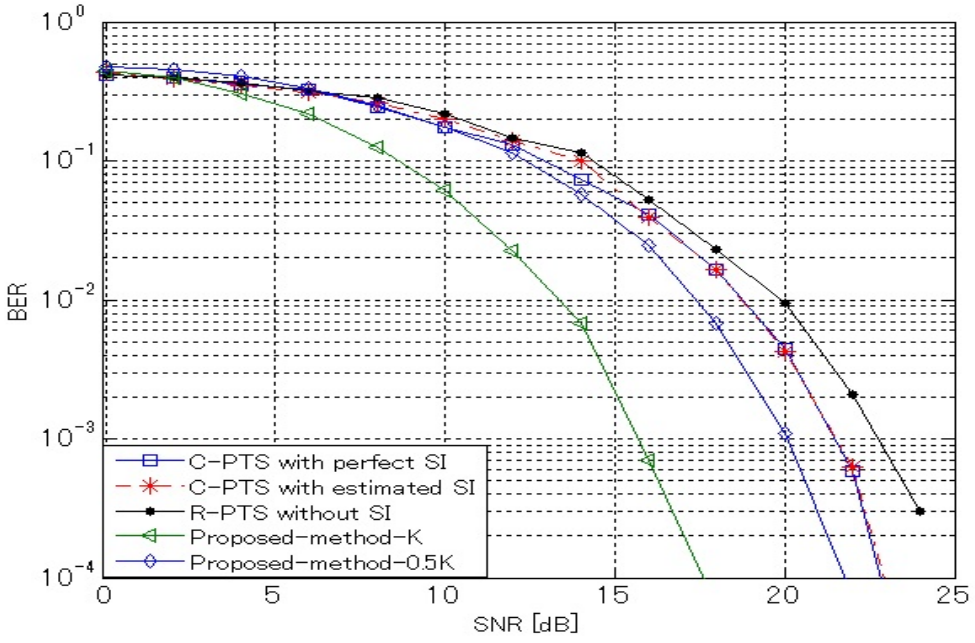


Figure 3 BER performance

5 Conclusion

In this paper, we have proposed a new PTS method to reduce the PAPR without side information, which rebuilds a set of new constellations which corresponds to different phase factors. At the receiver, we can determine which phase sequence has been transmitted by using the proposed method in an OFDM system. The proposed method could achieve further PAPR reduction of OFDM signals, while a better BER performance can be obtained.

References

[1] J. Bingham, "Multicarrier modulation for data transmission: an idea whose time has come,"IEEE Commun. Mag., vol. 28, no. 5, pp. 5-14, May. 1990.

[2] R. van Nee and R. Prasad, OFDM for Wireless Communications: Architech House, 2000.

[3] C. Rapp,"Effects of HPA-nonlinearity on a 4-DPSK/OFDM signal for a digital sound boradcasing system,"in Proc. Second Euro. Satellite Commun., 1991, pp. 179-184.

[4] S. Merchan, A. G. Armada, and J. L. Garcia, "OFDM performance in amplifier nonlinearity,"IEEE Trans. Broadcast., vol. 44, pp. 106-114, Mar. 1998.

[5] S. Deng and M. Lin, "Recursive clipping and filtering with bounded distortion for PAPR reduction,"IEEE Trans. Communications, vol. 55, no. 1, pp. 227-230, Jan. 2007.

[6] T. Jiang, W. Xiang, P. Richardson, D. Qu, and G. Zhu,"On the nonlinear companding transform for reduction in PAPR of MCM signals,"IEEE Trans. Wireless Communications, vol. 6, no. 6, pp. 2017-2021, Jun. 2007.

[7] B. Krongold and D. Jones, "PAR reduction in OFDM via active constellation extension," IEEE Trans. Broadcast., vol. 49, no. 3, pp. 258-268, Sep. 2003.

[8] H. Li, T. Jiang, and Y. Zhou, "An improved tone reservation scheme with fast convergence for PAPR reduction in OFDM systems," IEEE Trans. Broadcast., vol. 57, no. 4, pp. 902-906, Dec. 2011.

[9] S. Goff, B. Khoo, C. Tsimenidis, and B. Sharif, "A novel selected mapping technique for PAPR reduction in OFDM systems,"IEEE Trans. Communications, vol. 56, no. 11, pp. 1775-1779, Nov. 2008.

[10] S. H. Muller and J. B. Huber, "OFDM with reduced peak-to-average power ratio by optimum combination of partial transmit sequences,"Electron Lett., vol. 33, no. 5, pp. 368-369, Feb. 1997.

[11] S. G. Kang, J. G. Kim, and E. K. Joo, "A novel subblock partition scheme for partial transmit sequence OFDM,"IEEE Trans. Broadcast., vol. 45, no. 3, pp. 333-338, Sep. 1999.

[12] L. J. Cimini, and N. R. Sollenberger, "Peak-to-average power ratio reduction of an

OFDM signal using partial transmit sequences,"IEEE Commun. Lett., vol. 4, no. 3, pp. 86-88, Mar. 2000.
[13] D. W. Lim, S. J. Heo, J. S. No, and H. Chung, "A new PTS OFDM scheme with low complexity for PAPR reduction,"IEEE Trans. Broadcast., vol. 52, no. 1, pp. 77-82, Mar. 2006.
[14] R. J. Baxley, and G. T. Zhou,"Comparing selected mapping and partial transmit sequence for PAR reduction,"IEEE Trans. Broadcast., vol. 53, no. 4, pp. 797-803, Dec. 2007.
[15] L. Wang and J. Liu, "PAPR reduction of OFDM signals by PTS with grouping and recursive phase weighting methods," IEEE Trans. Broadcast., vol. 57, no. 2, pp. 299-306, Jun. 2011.
[16] L. Yang, K. K. Soo, S. Q. Li, and Y. M. Siu,"PAPR reduction using low complexity PTS to construct of OFDM signals without side information,"IEEE Trans. Broadcast., vol. 57, no. 2, pp. 284-290, Jun. 2011.
[17] C. Li and T. Jiang,"A novel constellation reshaping method for PAPR reduction of OFDM signals,"IEEE Trans. Signal Process., vol. 59, No. 6, pp. 2710-2719, Jun. 2011.
[18] B. S. Krongold and D. L. Jones,"PAR reduction in OFDM via active constellation extension," IEEE Trans. Broadcast., vol. 49, no. 3, pp.258-268, Sep. 2003.

MBE 法によるエピタキシャル成長薄膜を用いた STJ の作製

～Al 超伝導電極成膜の最適化～

田井野　徹

1. はじめに

X 線分光法は現在、天文学、医療、材料分析、さらには考古学や犯罪捜査など幅広い分野で用いられている有用な技術である[1]。なぜなら X 線の波長つまりエネルギーを測定することにより、測定対象に含まれる元素の種類や状態を知ることができるためである。この際、X 線のエネルギーをより正確に測定することができれば、より微量の元素を測定できるため、エネルギー分解能の高い分光器が求められる。

現在、X 線分光用のフォトン検出器として広く用いられている半導体検出器のエネルギー分解能はほぼ理論限界に達している。そのため、半導体検出器より 1~2 桁高いエネルギー分解能を持つ、超伝導トンネル接合(Superconducting Tunnel Junction：STJ)素子の研究が進められている[2],[3]。そこで我々は、高いエネルギー分解能を持つ STJ を作製するために、その電極材料としてエピタキシャル成長の Al 薄膜に着目した。STJ の超伝導電極の結晶性はエネルギー分解能に影響を及ぼすと考えられており[4]、エピタキシャル成長薄膜の Al 電極は分解能向上に有効であると考えられる。また、Al は STJ の超伝導電極として広く用いられている Nb と比較してエネルギーギャップが小さく、高いエネルギー分解能が期待できる。

本研究では、分子線エピタキシー(Molecular Beam Epitaxy：MBE)法を用いたエピタキシャル成長薄膜の Al 電極を有する STJ の作製を最終目的とし、Al 電極成膜のための最適化について報告する。

2. STJ 検出器について

2.1 検出原理

STJ は 2 つの超伝導体が弱く結合したジョセフソン素子の一種である。その構造は、2 つの超伝導体を厚さ数 nm の絶縁体(トンネルバリア)で挟んだ構造をしている。

STJ 検出器は、入射した X 線のエネルギーを以下に示す原理で測定できる。STJ には $V_b < 2\Delta / e$ のバイアス電圧を印加する。この状態で、2Δ以上のエネルギーを持つフォトンが入射すると、超伝導体中のクーパー対を乖離させ、準粒子を生成する。すると、準粒子がトンネルバリアを通過し、$V < 2\Delta / e$ のサブギャップ領域での電流(サブギャップ電流)が増加する。この際の電流パルスの波高値を読み取ることにより、入射した X 線のエネルギーを知ることができる。

2.2　エネルギー分解能

STJ 検出器にエネルギーEのX線が入射した時、エネルギー分解能ΔEは式(1)で表される。

$$\Delta E_{FWHM} = 2.35\sqrt{\varepsilon FE} \qquad (1)$$

ここで、ε_0 は 1 つの準粒子を生成するのに必要なエネルギー、F はファノ因子を示す。ε_0 は超伝導電極のエネルギーギャップに比例することが知られており、エネルギー分解能向上にはエネルギーギャップの小さい物質を用いることが有効であることが分かる。

2.3　STJ の電流-電圧特性

STJ 検出器のエネルギー分解能は、サブギャップ領域を流れるサブギャップ電流の大きさにも影響を受ける。サブギャップ電流の抑制には、欠陥のない高品質のトンネルバリアを有する STJ を作製することが必要とされてきた。しかし、現在ではほぼ欠陥のないトンネルバリアが得られているにもかかわらず、BCS 理論から予想されるサブギャップ電流の小さな STJ を有する STJ は得られていない。そこで、更なる低サブギャップ電流化には超伝導電極の品質向上が必要であるとの報告がある[4]。

STJ の *I-V* 特性は式(2)で表される。

$$I = \int_{-\infty}^{\infty} N(E)N(E-eV)\{f(E-eV)-f(E)\}dE \qquad (2)$$

$$N(E) = \Re\left(\frac{|E|}{\sqrt{E^2-\Delta^2}}\right), f(E) = \frac{1}{1+\exp(\frac{E}{k_BT})}$$

である。ここで、k_Bはボルツマン定数、Tは温度である。

現在報告されている STJ のリーク電流は式(2)から予測されるより値も大きい。これは、超伝導体のエネルギーギャップを複素数$\Delta = \Delta_1 - i\Delta_2$を導入した場合、実際の実験で得られる STJ の *I-V* 特性を表現できると報告されている。

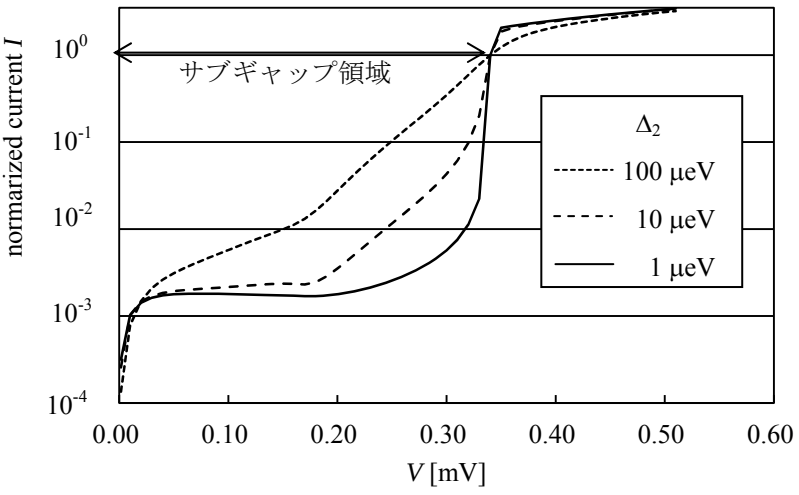


図 1　Δ_2 とサブギャップ電流

式(2)において T= 0.32 K とし、Al のエネルギーギャップである0.14 meV をΔ_1に代入し、Δ_2に 1.0 ~ 100 μeV とした場合の、シミュレーション結果に基づく I-V特性を図 1 に示す。Δ_2 が小さいほどサブギャップ電流が小さいことが分かる。Δ_2 は超伝導電極の品質が高いほど小さくなり、結晶性や不純物に依存すると考えられている。

3. MBE 法による STJ 作製への課題

MBE は熱蒸着法の一種である。超高真空中(10^{-8} Pa)で材料の蒸発量を高精度に制御することにより高品質の薄膜を結晶成長させることができる。一般に固体材料の場合、材料の入ったるつぼを抵抗加熱、もしくは材料そのものを電子ビームで加熱し分子線を発生させる。分子線は方向の揃った分子の流れであり、原子層レベルでの成膜の制御が可能である。これらの特徴から、MBE 法を用いることで、単結晶基板上に、薄膜を結晶成長させるエピタキシャル成長が可能である。MBE 法を用いて Al 成膜を行う際、基板温度や分子線強度などが膜質に大きく影響するため、まず成膜条件の最適化を行う必要がある。

MBE 法では基板上に薄膜が結晶成長するという特徴から、基板と薄膜の格子定数のマッチングが重要である。また、STJ の上部電極のエピタキシャル成長を目指すには、トンネルバリアの選定も重要である。トンネルバリアには通常、電極を酸化させた酸化アルミニウムが用いられるが、その構造はアモルファスで、STJ の上部電極をエピタキシャル成長させることができない。表 1 に、選定した基板とトンネルバリア材料の Al との格子定数のミスマッチを示す。

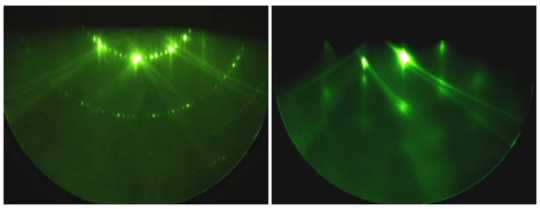
表 1　基板とトンネルバリア材料の選定

	材料	ミスマッチ
超伝導電極	Al	-
基板	Si(111)	0.4 %
	Al_2O_3(0001)	4.0 %
絶縁体	MgO	4.0 %

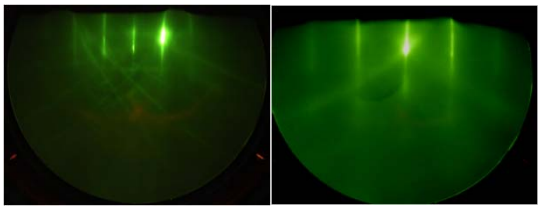
4. Al 薄膜の最適化

Al 単層成膜に際して 、基板には Si(111)と Al_2O_3(0001)を用い、基板温度は室温から 300 ℃の間で成膜を行った。Si(111)基板は表面の酸化膜を除去するため、700 ℃ 10 分間の熱洗浄を行った。Al 成膜は K セルを 1080 ℃に加熱し、1 時間行った。いずれの基板温度でも膜厚はおよそ 80 nm であった。

それぞれの基板とその基板上の Al 薄膜を反射高速電子線回折(Reflection High Energy Electron Diffraction：RHEED)を用いて結晶性を観察した。その結果を図 2 に示す。Si(111)基板の RHEED 像には 7x7 構造が表れており、熱洗浄が適切に行われたことが分かる。いずれの基板に成膜した Al 薄膜もストリークパターンを示しており、エピタキシャル成長したことが分かる。



a)Si(111)　　b)Si(111)上の Al



c)Al_2O_3(0001)　d)Al_2O_3(0001)上の Al

図 2　基板と Al 薄膜の RHEED 像

STJ は 2 つの超伝導体を厚さ数 nm の絶縁体で挟んだ構造をしているため、薄膜の結晶性のみならず、高い平坦性も求められる。そこで原子間力顕微鏡を用いて自乗平均面粗さ(Root Mean Square：*RMS*)を測定した。その結果を図 3 に示す。

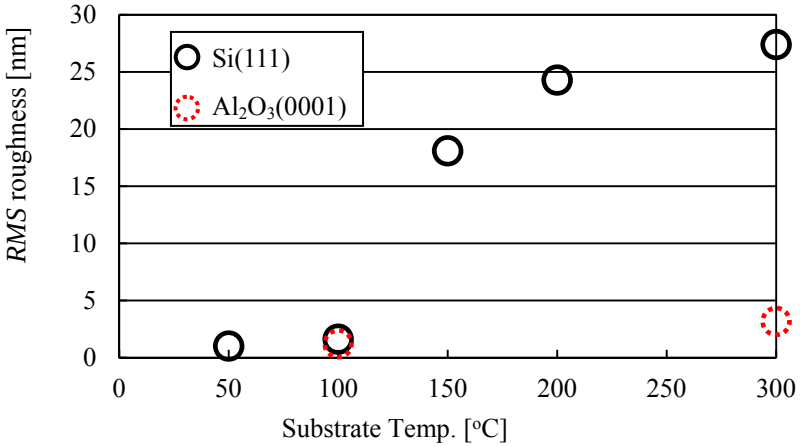


図 3　Al 成膜時の基板温度と平坦性

同図より成膜時の基板温度が低いほど平坦性の高い膜が得られることが分かった。また、Al_2O_3(0001)基板上では高い基板温度でも平坦性の優れた膜を得られることが分かった。表 1 より 2 つの基板を比較した場合、Al_2O_3(0001)より Si(111)の方が Al に格子定数が近い。しかし、成膜した Al 薄膜の平坦性は Al_2O_3(0001)基板上の方が優れている。これは Si(111)基板のフッ酸洗浄を行っていないため、基板に原子レベルでの平坦性が得られていないためと考えられる[5]。

次に結晶性を定量的に評価するため、超伝導体の評価方法として一般的な、室温と液体

ヘリウム温度 4.2 K での抵抗の比である残留抵抗比(Residual Resistance Ratio：*RRR*)を測定した。比較として、熱洗浄を行っていない Si 基板上に多結晶の Al 薄膜を成膜した。その結果を図 4 に示す。

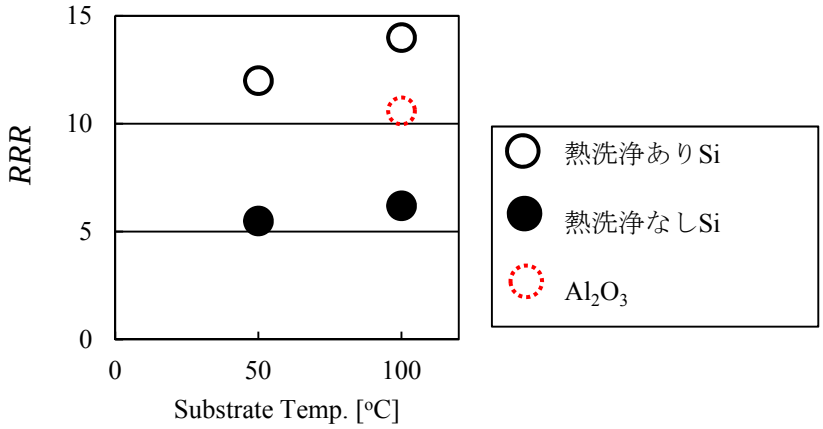


図 4　Al 成膜時の基板温度と残留抵抗比

同図より、成膜時の基板温度が高いほど、結晶性に優れ、またエピタキシャル成長薄膜の方が結晶性に優れることが確認できた。

また、100 ℃で成膜した Al を Cu K_α線(λ = 1.542 Å)を用いた、X 線回折装置で 2θスキャンを行い半値全幅を求めたところ、Si(111)基板上の Al は 684 arcsec、Al_2O_3(0001)基板上の Al は 720 arcsec であった。このことから X 線回折でも Si(111)基板上に成膜した Al 薄膜の方が結晶性に優れることが分かった。

5. まとめ

MBE 法を用いて、STJ に適した Al 電極成膜の最適条件を見いだすことに成功した。今後は、フッ酸洗浄なしで平坦性の高い Al 薄膜を得ることのできる 100 ℃で Al_2O_3(0001)基板に基板温度 100 ℃で成膜した Al を STJ 作製に用いるとともに、STJ のトンネル障壁材料の選定を行う予定である。

参考文献

[1] 大野 勝美, 川瀬 晃, 中村 利広, X 線分析法, 共立出版 (1987).

[2] M. Huber, G. Angloher, C. Hollerith, A. Ruedig, J. Jochum, W. Potzel and F. v. Feiltzsch, “Superconducting tunnel junctions as detectors for high-resolution x-ray spectroscopy,” *X-ray Spectrum*, **33**, 253-255 (2004).

[3] M. Kurakado, "Possibility of high resolution detectors using superconducting tunnel junctions," *Nuclear Instrument and Methods*, **196** (1982).

[4] T. Noguchi, T. Suzuki, A. Endo, T. Tamuram “Contribution of the imaginary part of

the superconducting gap energy on the SIS tunneling current," *Physica C*, **469**, 1585-1588 (2009).

[5] Y. Miura, S. Fujieda, and K. Hirose, "Single-crystal Al growth on Si(111) by low-temperature molecular beam epitaxy," *Appl. Phys. Lett.*, **62**, 1751 (1993).

Common Developments of Three Incongruent Boxes of Area 30

Takashi Horiyama[1]

(Extended Abstract)

Since Lubiw and O'Rourke posed the problem in 1996 [10], polygons that can fold into a (convex) polyhedron have been investigated in the area of computational geometry. In general, we can state the development/folding problem as follows:

Input : A polygon P and a polyhedra Q
Output: Determine whether P can fold into Q or not

When Q is a tetramonohedron (a tetrahedron with four congruent triangular faces), Akiyama and Nara gave a complete characterization of P by using the notion of tiling [2, 3]. Except that, we have quite a few results from the mathematical viewpoint. Hence we can tackle this problem from the viewpoint of computational geometry and algorithms.

From the viewpoint of computation, one natural restriction is that considering the orthogonal polygons and polyhedra which consist of unit squares and unit cubes, respectively. Such polygons have wide applications including packaging and puzzles, and some related results can be found in the books on geometric folding algorithms by Demaine and O'Rourke [6, 12]. However, this problem is counterintuitive. One of the many interesting problems in this area asks whether there exists a polygon that folds into plural incongruent orthogonal boxes. This folding problem is very natural but still counterintuitive; for a given polygon that consists of unit squares, and the problem asks are there two or more ways to fold it into simple convex orthogonal polyhedra (Figure 1). Biedl et al. first gave two polygons that fold into two incongruent orthogonal boxes [5] (see also Figure 25.53 in the book by Demaine and O'Rourke [6]). Later, Mitani and Uehara constructed infinite families of orthogonal polygons that fold into two incongruent orthogonal boxes [11]. Recently, Shirakawa and Uehara extended the result to three boxes in a nontrivial way; that is, they showed infinite families of orthogonal polygons that fold into three incongruent orthogonal boxes [13]. However, the smallest polygon by their method contains 532 unit squares, and it is open if there exists much smaller polygon of several dozens of squares that folds into three (or more) different boxes.

It is easy to see that two boxes of size $a \times b \times c$ and $a' \times b' \times c'$ can have a common development only if they have the same surface area, i.e., when $2(ab + bc + ca) = 2(a'b' +$

[1] Joint work with Dawei Xu (Japan Advanced Institute of Science and Technology), Toshihiro Shirakawa, and Ryuhei Uehara (Japan Advanced Institute of Science and Technology)

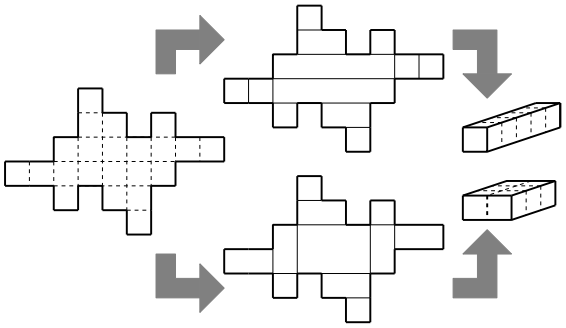


Figure 1: A polygon folding into two boxes of size $1 \times 1 \times 5$ and $1 \times 2 \times 3$ in [11].

$b'c' + c'a'$) holds. We can compute small surface areas that admit to fold into two or more boxes by a simple exhaustive search. We show a part of the table for $1 \leq a \leq b \leq c \leq 50$ in Table 1. From the table, we can say that the smallest surface area is at least 22 to have a common development of two boxes, and their sizes are $1 \times 1 \times 5$ and $1 \times 2 \times 3$. In fact, Abel et al. have confirmed that there exist 2,263 common developments of two boxes of size $1 \times 1 \times 5$ and $1 \times 2 \times 3$ [1]. On the other hand, the smallest surface area that may admit to fold into three boxes is 46, which may fold into three boxes of size $1 \times 1 \times 11$, $1 \times 2 \times 7$, and $1 \times 3 \times 5$. However, the number of polygons of area 46 seems to be too huge to search. This number is strongly related to the enumeration and counting of polyominoes, namely, orthogonal polygons that consist of unit squares [7]. The number of polyominoes of area n is well investigated in the puzzle society, but it is known up to $n = 45$, which is given by the third author (see the OEIS (`https://oeis.org/A000105`) for the references). Since their common area consists of 46 unit squares, it seems to be hard to enumerate all common developments of three boxes of size $1 \times 1 \times 11$, $1 \times 2 \times 7$, and $1 \times 3 \times 5$.

One natural step is the next one of the surface area 22 in Table 1. The next area of 22 in the table is 30, which admits to fold into two boxes of size $1 \times 1 \times 7$ and $1 \times 3 \times 3$. When Abel et al. had confirmed the area 22 in 2011, it takes around 10 hours. Thus we cannot use the straightforward way in [1] for the area 30. We first employ a nontrivial extention of the method based on a zero-suppressed binary decision diagram (ZDD) used in [4], which is so-called frontier-based search algorithm for enumeration [9]. Our first algorithm based on ZDD runs in around 10 days on an ordinary PC. To perform double-check, we also use supercomputer (CRAY XC30). We note that we cannot use the same way as one for area 22 shown in [1] since it takes too huge memory even on a supercomputer. Therefore, we use a hybrid search of the breadth first search and the depth first search. Our first result is the number of common developments of two boxes of size $1 \times 1 \times 7$ and $1 \times 3 \times 3$, which is 1,080.

Table 1: A part of possible size $a \times b \times c$ of boxes and its common surface area $2(ab+bc+ca)$.

$2(ab+bc+ca)$	$a \times b \times c$
22	$1 \times 1 \times 5$, $1 \times 2 \times 3$
30	$1 \times 1 \times 7$, $1 \times 3 \times 3$
34	$1 \times 1 \times 8$, $1 \times 2 \times 5$
38	$1 \times 1 \times 9$, $1 \times 3 \times 4$
46	$1 \times 1 \times 11$, $1 \times 2 \times 7$, $1 \times 3 \times 5$
54	$1 \times 1 \times 13$, $1 \times 3 \times 6$, $3 \times 3 \times 3$
58	$1 \times 1 \times 14$, $1 \times 2 \times 9$, $1 \times 4 \times 5$
62	$1 \times 1 \times 15$, $1 \times 3 \times 7$, $2 \times 3 \times 5$
64	$1 \times 2 \times 10$, $2 \times 2 \times 7$, $2 \times 4 \times 4$
70	$1 \times 1 \times 17$, $1 \times 2 \times 11$, $1 \times 3 \times 8$, $1 \times 5 \times 5$
88	$1 \times 2 \times 14$, $1 \times 4 \times 8$, $2 \times 2 \times 10$, $2 \times 4 \times 6$

Based on the obtained common developments, we next change the scheme. In [5], they also considered folding along 45 degree lines, and showed that there was a polygon that folded into two boxes of size $1 \times 2 \times 4$ and $\sqrt{2} \times \sqrt{2} \times 3\sqrt{2}$ (Figure 2). In this context, we can observe that the area 30 may admit to fold into another box of size $\sqrt{5} \times \sqrt{5} \times \sqrt{5}$ by folding along the diagonal lines of rectangles of size 1×2. This idea leads us to the problem that asks if there exist common developments of three boxes of size $1 \times 1 \times 7$, $1 \times 3 \times 3$, and $\sqrt{5} \times \sqrt{5} \times \sqrt{5}$ among the common developments of two boxes of size $1 \times 1 \times 7$ and $1 \times 3 \times 3$.

We remark that this is a special case of the development/folding problem above. In our case, P is one of the 1,080 polygons that consist of 30 unit squares, and Q is the cube of size $\sqrt{5} \times \sqrt{5} \times \sqrt{5}$. We note that we can use a pseudopolynomial time algorithm for Alexandrov's Theorem proposed in [8], however, it runs in $O(n^{456.5})$ time, and it is not practical. Therefore, we develop the other efficient algorithm specialized in our case that checks if a polyomino P of area 30 can fold into a cube Q of size $\sqrt{5} \times \sqrt{5} \times \sqrt{5}$. Using the algorithm, we check if these common developments of two boxes of size $1 \times 1 \times 7$ and $1 \times 3 \times 3$ can also fold into the third box of size $\sqrt{5} \times \sqrt{5} \times \sqrt{5}$, and give an affirmative answer. We find that nine of 1,080 common developments of two boxes can fold into the third box (Figure 3). Moreover, one of the nine common developments of three boxes has another way of folding. Precisely, the last one (Figure 3(9)) admits to fold into the third box of size $\sqrt{5} \times \sqrt{5} \times \sqrt{5}$ in two different ways. These four ways of folding are depicted in Figure 4. We summarize the main results in this paper:

Theorem 1 *(1) There are 1,080 polyominoes of area 30 that admit to fold (along the edges of unit squares) into two boxes of size* $1 \times 1 \times 7$ *and* $1 \times 3 \times 3$*. (2) Among the above 1,080, nine polyominoes can fold into the third box of size* $\sqrt{5} \times \sqrt{5} \times \sqrt{5}$ *if we admit to*

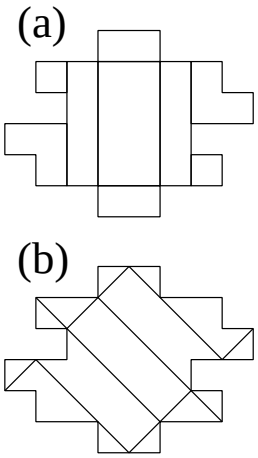


Figure 2: The common development shown in [5]. (a) It folds into a box of size $1 \times 2 \times 4$ and (b) it also folds into a box of size $\sqrt{2} \times \sqrt{2} \times 3\sqrt{2}$.

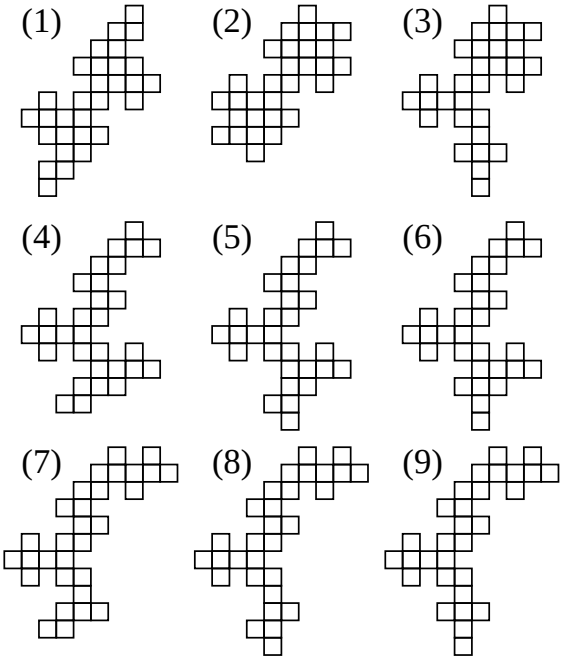


Figure 3: Nine polygons that fold into three boxes of size $1 \times 1 \times 7$, $1 \times 3 \times 3$, and $\sqrt{5} \times \sqrt{5} \times \sqrt{5}$. The last one can fold into the third box in two different ways (Figure 4).

fold along diagonal lines (Figure 3). (3) Among these nine polyominoes, one can fold into the third box in two different ways (Figure 4).

References

[1] Z. Abel, E. Demaine, M. Demaine, H. Matsui, G. Rote, and R. Uehara. Common Development of Several Different Orthogonal Boxes. In *23rd Canadian Conference on Computational Geometry (CCCG 2011)*, pages 77–82, 2011.

[2] J. Akiyama. Tile-Makers and Semi-Tile-Makers. *The Mathematical Association of Amerika*, Monthly 114:602–609, August-September 2007.

[3] J. Akiyama and C. Nara. Developments of Polyhedra Using Oblique Coordinates. *J. Indonesia. Math. Soc.* , 13(1):99–114, 2007.

[4] Y. Araki, T. Horiyama, and R. Uehara. Common Unfolding of Regular Tetrahedron and Johnson-Zalgaller Solid. In *9th International Workshop on Algorithms and Computation (WALCOM 2015)*, to appear.

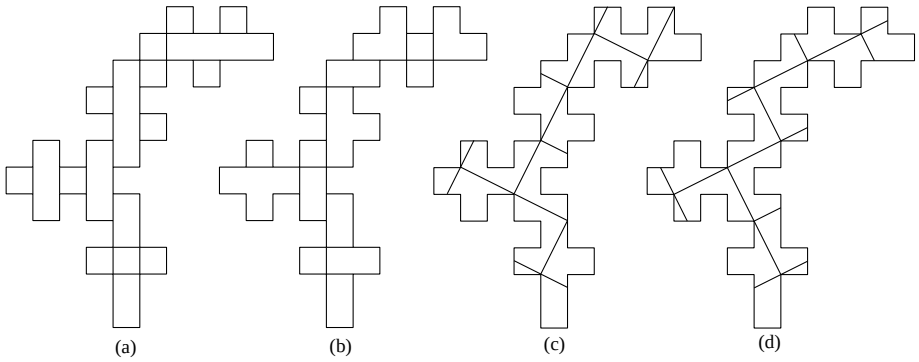


Figure 4: The unique polygon folds into three boxes of size (a) $1 \times 1 \times 7$, (b) $1 \times 3 \times 3$, and (c)(d) $\sqrt{5} \times \sqrt{5} \times \sqrt{5}$ in four different ways.

[5] T. Biedl, T. Chan, E. Demaine, M. Demaine, A. Lubiw, J. I. Munro, and J. Shallit. Notes from the University of Waterloo Algorithmic Problem Session. September 8 1999.

[6] E. D. Demaine and J. O'Rourke. *Geometric Folding Algorithms: Linkages, Origami, Polyhedra*. Cambridge University Press, 2007.

[7] S. W. Golomb. *Polyominoes*. Princeton University Press, 1994.

[8] D. Kane, G. N. Price, and E. D. Demaine. A pseudopolynomial algorithm for Alexandrov's Theorem. In *11th Algorithms and Data Structures Symposium (WADS 2009)*, pages 435–446. Lecture Notes in Computer Science Vol. 5664, Springer-Verlag, 2009.

[9] J. Kawahara, T. Inoue, H. Iwashita, and S. Minato. Frontier-based Search for Enumerating All Constrained Subgraphs with Compressed Representation. Technical Report TCS-TR-A-14-76, Division of Computer Science, Hokkaido Univ., 2014.

[10] A. Lubiw and J. O'Rourke. When Can a Polygon Fold to a Polytope? Technical Report 048, Department of Computer Science, Smith College, 1996.

[11] J. Mitani and R. Uehara. Polygons Folding to Plural Incongruent Orthogonal Boxes. In *Canadian Conference on Computational Geometry (CCCG 2008)*, pages 39–42, 2008.

[12] J. O'Rourke. *How to Fold It: The Mathematics of Linkage, Origami and Polyhedra*. Cambridge University Press, 2011.

[13] T. Shirakawa and R. Uehara. Common Developments of Three Incongruent Orthogonal Boxes. *International Journal of Computational Geometry and Applications*, 23(1):65–71, 2013.

光ファイバ直収ネットワークの運用と得られた教訓

小川 康一

1. はじめに

埼玉大学（以下，本学）は，首都圏にある国立大学である．5 つの学部（教育学部・教養学部・経済学部・工学部・理学部）が 1 つのキャンパスの敷地内にある．大学の構成員は，学生が約 10,000 人，教職員が約 1,000 人である．

本学の情報基盤システムは，学内ネットワークを構成する「基幹ネットワーク」，メールや Web, DNS，認証機能などを提供する「基幹サーバ」，パソコンを利用した演習を行うための「教育研究用システム」の 3 つで構成される．本論文では，この情報基盤システムのことを「全学情報基盤システム」と呼ぶ．本学では，情報メディア基盤センター（以下，センター）が全学情報基盤システムの調達および管理運用を行っている．2015 年現在，センターの組織はセンター長 1 名，専任教員 2 名，併任教員 1 名，専任の運用スタッフ 2 名，併任の運用スタッフ 1 名で構成されている．

本学は，国立情報学研究所の学術情報ネットワーク（Science Information NETwork, 以下，SINET）[1] の接続拠点となっており，埼玉県内の大学や研究機関におけるインターネットの接続中継点となっている．

本学では学内ネットワークを構成するネットワーク機器の老朽化に伴い，2007 年から大学全体のネットワークを刷新する必要があった．新たな取り組みとして検討を進めた構想は，大学構内の各部屋とネットワーク機器を設置するサーバ室とを光ファイバにより直接結ぶことであった. 本学では, この取り組みを各家庭に光ファイバを敷設する“Fiber To The Home” (FTTH)になぞらえて，“Fiber To The Laboratory”（以下，FTTL）[2][3]と呼んでいる．

FTTL を導入した狙いは, 大学の情報基盤システムの運用スタッフが不足していることにある．少数の運用スタッフで管理を行うためには，障害が起きた場合でもトラブルシューティングが容易で，メンテナンスし易いことが重要である．利用者の端末がある部屋と大学が管理するネットワーク機器の間に複数のネットワーク機器が存在する場合，接続元の特定が難しくなり, ループなどの障害の発生箇所の発見がしにくくなる. 一方, FTTL では，光ファイバにより利用者の部屋とセンターのサーバ室との間を直接接続するため，必要となる機器は LAN ケーブルと光ファイバを変換するメディアコンバータだけであり，障害点となるネットワーク機器が途中に介在しない．このため障害箇所の特定が容易になるメリットがある．

多くの国公立大学では，レンタルにより全学の情報基盤整備を行っている．レンタル期間は大学により異なるが，本学は 5 年単位の調達である．導入にあたっては仕様書の作成を行い，政府調達による競争入札方式をとっている．

本論文では，全学情報基盤システムのうち基幹ネットワークに焦点をあて，本学のネットワークの特徴である FTTL と FTTL 上で稼動する動的認証 VLAN を中心に，導入時期により 2 つに分けて述べる．2007 年から 2011 年までを第一期，2012 年から現在までを第二期と呼ぶ．第一期と第二期を通じて FTTL と動的認証 VLAN の運用経験から得られた教訓について述べる．

2. 本学のネットワークの特徴

本章では，2007 年に導入し，現在も運用を継続している FTTL と FTTL 上で稼働している動的認証 VLAN について述べる．

2.1 光ファイバ直収ネットワーク（FTTL）

FTTL は本学の建物 44 棟にある部屋，約 1,800 か所をシングルモード光ファイバで接続する光ファイバ直収ネットワークである．ネットワーク構造は，大学の中心に位置するサーバ室を中心としたスター型構成である．

光ファイバの配線は，ネットワーク機器が置かれたサーバ室と，建物内の光中継盤を経由し，サーバ室と各部屋が光ファイバにより直接結ばれている（図 1）．図中の「MC」はメディアコンバータ，「光」は光ファイバを表す．

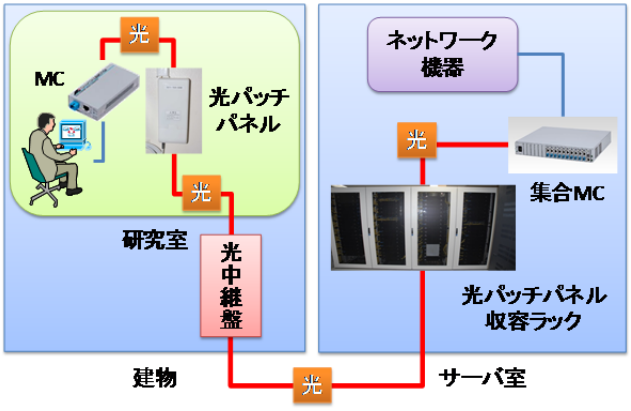


図 1　FTTL の概要

サーバ室は光ファイバ敷設にあわせて，講義室を改装し構築した．サーバ室には，各建物と接続する光ファイバケーブルが集線されている．

図 3　各部屋の光パッチパネル（左）とメディアコンバータ（右）

利用者の各部屋には 2 芯の光ファイバ 1 本が敷設されており，光パッチパネル（図 3 左）に収容している．各部屋には，LAN ケーブルをメディア変換するメディアコンバータ(図 3 右)を設置する．メディアコンバータは光パッチパネルと光パッチコードで接続して利用する．メディアコンバータは速度に応じて 10/100M 対応メディアコンバータ，もしくはギガビット対応メディアコンバータを用意してある．

サーバ室には，各建物の中継盤に接続された光ファイバの幹線が 4 つの光パッチパネル収容ラックに集線されている．光パッチパネル収容ラックと集合メディアコンバータ間を光ファイバパッチケーブルで接続している．集合メディアコンバータとネットワーク機器とは LAN ケーブルで接続している．

2.2 FTTL の運用管理

FTTL の運用は，部屋とサーバ室が直接光ファイバで接続されているため，物理的な接続を識別する必要がある．部屋の各光パッチパネルに固有の「光コンセント番号」を割り当て，管理を行っている．光コンセント番号は，3 つの識別番号で構成される．1 つ目の識別番号は，サーバ室の光パッチパネル収容ラックのトレイ番号を表し，図 4 のような各トレイを指す．2 つ目の番号は建物を表す．最後の端末番号はトレイの収容位置を表す．利用者は，障害時や新規のネットワーク設定希望の際には部屋の光コンセント番号を伝えればよく，調査の手間が少なくなっている．

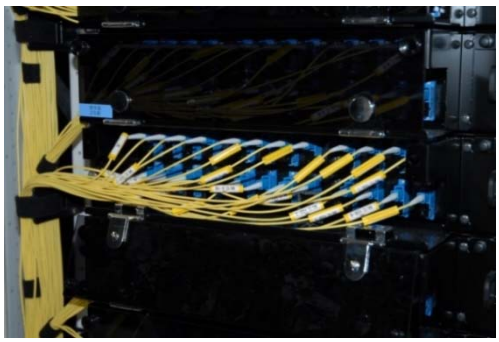


図 4　光パッチパネル収容ラックのトレイ

2.3 動的認証 VLAN の採用

本学では，動的認証 VLAN と固定 VLAN の 2 種類のネットワークを運用している．動的認証 VLAN とは, 利用者がネットワークに接続する際に認証が必要なネットワークである．動的認証 VLAN の認証方法は，端末のブラウザを用い ID とパスワードを入力する「Web 認証」と，あらかじめ MAC アドレスを認証サーバに登録し，登録した MAC アドレスにより認証を行う「MAC アドレス認証」の 2 通りがある．一方，固定 VLAN とは部屋に対して特定のサブネットを割り当てるネットワークである．実際にはメディアコンバータの先にあるネットワーク機器のポートに設定する．固定 VLAN は認証なしで利用できる．

動的認証 VLAN を採用した理由は，ネットワークセキュリティの確保にある．本学は，一時的にせよ不特定多数の人が構内に出入り可能である．動的認証 VLAN を採用すれば，ネットワークを利用する際は認証が必要になる．利用者の特定が容易になり，万一のセキュリティインシデントに対しても即座に対応できる．

2.4 全学統一認証アカウント

全学情報基盤システムでは，本学の構成員に「全学統一認証アカウント」と呼ばれるアカウント（ID とパスワード）を発行し，動的認証 VLAN をはじめシステムを利用する際の認証に用いる．アカウントは LDAP（Lightweight Directory Access Protocol）を用いた認証サーバに格納し利用する．

全学統一認証アカウントには利用者の所属するグループ（学部学科など）ごとにネットワークを VLAN 単位で関連付けている（表 1）．一時的にネットワークを利用する来訪者には「一時アカウント」を発行し，利用する VLAN を制限のあるネットワークに割り当てることで正規の利用者と区別している．

全学統一認証アカウントと VLAN の関連付けは，無線 LAN アクセスポイントで接続した際に割り当てるネットワーク情報としても用いられる．つまり，有線 LAN で Web 認証した場合と，無線 LAN で認証した場合の両方で同一のネットワークを利用可能である．

表 1　アカウントと VLAN の対応表

アカウント名	区別	職位	VLAN	VLAN ID
taro	正規	教員	教員VLAN	200
s15ab001	正規	学生	学生VLAN	300
・・・	・・・	・・・	・・・	・・・
user001	一時	一時	一時利用VLAN	500

2.5 動的認証 VLAN の仕組み

動的認証 VLAN は，認証機能を持つスイッチのほかに，ネットワーク認証サーバ，認証サーバ（LDAP），DHCP サーバが必要である．このうち，ネットワーク認証サーバは Web

認証時の LDAP の問い合わせと，MAC アドレス認証時の認証に用いられる．動的認証 VLAN における Web 認証の流れを図 5 に示す．図中の各番号は以下の通りである．

(1) **利用者が端末を起動する**

(2) **DHCP サーバから認証前 VLAN の IP アドレスを取得する**

認証前 VLAN とは Web ブラウザで認証する前のネットワークである．この認証前 VLAN がないと利用者の端末は認証画面を取得することができない．

(3) **利用者が端末のブラウザを起動する**

(4) **認証画面のリダイレクト**

認証スイッチに来た通信を取得して認証ページにリダイレクトし，認証画面を表示させる．

(5) **利用者への認証画面の提示**

(6) **全学統一認証アカウントの入力**

(7) **認証スイッチからネットワーク認証サーバへ問い合わせ**

(8) **ネットワーク認証サーバから認証サーバへの問い合わせ**

(9) **認証サーバからネットワーク認証サーバへの応答**

(10) **ネットワーク認証サーバから認証スイッチへの応答**

(11) **利用者へ認証成功の表示**

利用者のブラウザに認証が成功した旨を表示する．

(12) **認証後 VLAN の IP アドレス取得**

認証後 VLAN とは，認証が成功した後に利用者が実際に利用するネットワークで，全学統一認証アカウントで各アカウントに紐付けられた VLAN である．

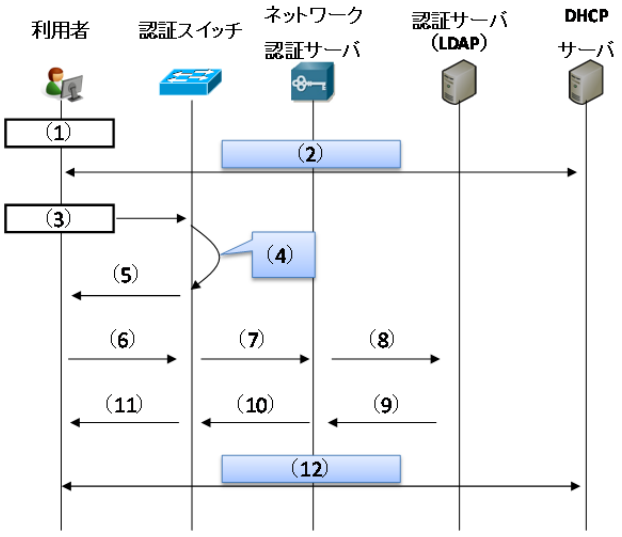


図 5　動的認証 VLAN のパケット配送シーケンスの例

なお，動的認証 VLAN における MAC アドレス認証は， MAC アドレスを認証スイッチかネットワーク認証サーバのどちらかにあらかじめ登録しておき，照合することで認証を行う．

3. 第一期（2007 年～2011 年）

本章では第一期で運用した基幹ネットワークの構成，運用状況と問題点，問題点に対する対策について述べる．

3.1 基幹ネットワークの構成

第一期で運用したネットワーク構成を図 6 に示す． サーバ室内にある集合メディアコンバータでメディア変換した LAN ケーブルは，基幹スイッチに直接収容した．基幹スイッチ間の経路情報交換は，ルーティングプロトコルの OSPF（Open Shortest Path First）を利用した．動的認証 VLAN は基幹スイッチで動作させた．動的認証 VLAN は，VLAN インターフェースを各基幹スイッチに収容する必要があった．どの基幹スイッチ配下でも同一の VLAN を利用可能にするため，MSTP（Multi Spanning Tree Protocol）[4]を稼動させた．上位の 2 台の基幹スイッチは 1 台の L2 スイッチに接続し 2 台のファイアウォールに接続した．

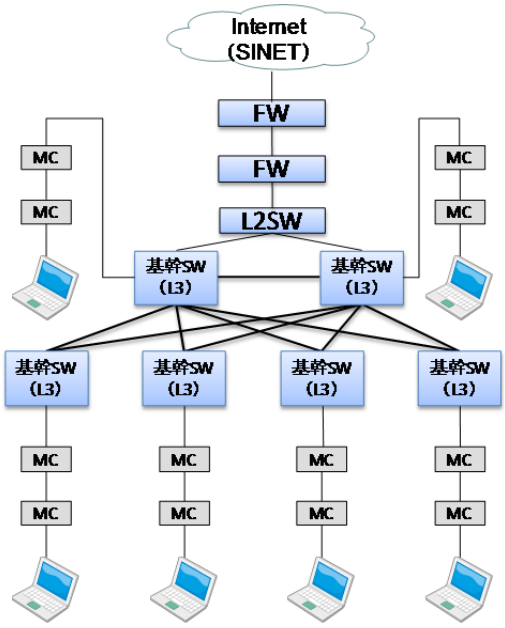


図 6　2007 年～2011 年のネットワーク構成

第二期における主要なネットワーク機器は以下の通りである．

- 基幹スイッチ（6 台）

  アルカテル・ルーセント社　：OmniSwitch7800

- レイヤ 2 スイッチ（1 台）
  アルカテル・ルーセント社 ：OmniSwitch6300
- 無線 LAN アクセスポイント（80 箇所）
  Trapeze Networks 社：MP-372-JP

3.2 運用時に発覚した問題点

3.2.1 動的認証 VLAN の設定上限とリソース不足

基幹スイッチでは，仕様上動的認証 VLAN が 256 個までしか利用できない事がシステムの調達後に発覚した. スイッチの基本条件として MSTP や OSPF を稼働させる必要があり，動的認証 VLAN を多く稼働させるとリソース不足を生じさせる恐れがあった．実際の処理負荷を考えると，256 個以下の範囲で動的認証 VLAN を運用せざるを得なかった．大学がネットワークを利用する上での設定変更や，新規の設定を行って拡張することを無視した設計となっていた．利用者の環境に即した設計ではなく，調達した機器に合わせた設計になっていることがわかった.

3.2.2 動的認証 VLAN の不具合

動的認証 VLAN の運用では，ネットワーク稼働当初から 2 つの不具合が発生した.

1 つ目の不具合は，動的認証 VLAN のうち Web 認証で発生した．認証前 VLAN と認証後 VLAN はネットワークが異なるため, 端末側で IP アドレスの再取得を行う必要がある．第一期の基幹スイッチでは，認証前と認証後のネットワークの切替えにブラウザで動作する Java アプレットを採用していた．このアプレットは，Java Virtual Machine のバージョンや利用者の環境に依存しており，バージョンによっては認証画面が表示されない不具合を引き起こした.

2 つ目の不具合は，基幹スイッチのリソースの枯渇問題であった．第一期では，動的認証 VLAN の利用を積極的に推進したため，多数の利用者が同時に認証した．結果，基幹スイッチは認証に多くのリソースを消費し，メモリ上の認証処理を行うためのバッファを使い果たす現象が発生した．バッファを使い果たすと，動的認証 VLAN が利用不能となり，基幹スイッチの再起動が必要となる．再起動が行われる際には，準備を含めて 30 分程度学内ネットワークが停止した．利用者はネットワークが利用できなくなり，研究活動や業務が停止するなどの影響があった.

3.3 問題点への対策

3.3.1 動的認証 VLAN の設定上限数の対策

動的認証 VLAN 数の制限に対応するため，VLAN 数を少なく運用する必要が生じた．そこで考え出した方法は，性質の異なる 5 つの VLAN を学科などの組織単位で割り当てることであった. 5 つの VLAN は, 学生が所属する「学生 VLAN」, 教員が所属する「教員 VLAN」,

学科のプリンタなどを共有する「内向け VLAN」，研究室の学生を所属させる「研究室 VLAN」，学外に公開するサーバを設置するための「外向け VLAN」である．VLAN ごとに Access Control List（以下，ACL）を設定して通信を制御した．ACL は，VLAN に割り当てられたサブネットとサブネットを許可もしくは制限するものであった．ACL は表 2 の通りである．

表 2　各認証 VLAN の ACL ルール

送信元 / 受信先	教員 VLAN	学生 VLAN	研究室 VLAN	外向け VLAN	内向け VLAN
教員 VLAN	―	拒否	拒否	拒否	拒否
学生 VLAN	拒否	―	拒否	拒否	拒否
研究室 VLAN	許可	拒否	―	拒否	拒否
外向け VLAN	許可	許可	許可	―	許可
内向け VLAN	許可	許可	許可	拒否	―

3.3.2 基幹スイッチのリソース不足の対策

基幹スイッチのリソース不足に対応するため，同一の VLAN を利用する箇所を同じ基幹スイッチに集めた．この方法により，MSTP に組み入れる VLAN の数を少なくした．この集約はサーバ室内での物理配線の差し替えにより実施した．この集約は基幹スイッチでの物理配線の差し替えにより行った．結果，動的認証 VLAN で MSTP を利用しても基幹スイッチのリソースが低下することなく，パケット転送に支障がなくなった．しかし，物理配線の入れ替えには VLAN を設定する時間に比べて多くの時間がかかった．VLAN を利用できる環境にも関わらず，物理配線の差し替えによりネットワーク構成の変更を行うことは VLAN の利点を活用し切れない結果となった．

3.3.3 動的認証 VLAN の不具合対策

1 つ目の不具合の対策は，利用者の端末にインストールされている Java Virtual Machine のバージョンを，動的認証 VLAN でサポートされているバージョンに合わせてもらうことであった．全学に周知を行ったが，利用者の環境が多様で対応に時間がかかった．

2 つ目の不具合の対策は，バッファの利用量が一定以上を越えた場合には基幹スイッチでバッファをリセットすることであった．スイッチメーカはバッファをリセットする処理を基幹スイッチのファームウェアに組み込み，バッファ枯渇による基幹スイッチの不具合を回避可能となった.この対応は一定の効果を発揮したが，完全に不具合が解消されることはなく，時々スイッチを再起動せざるを得ない状況が発生した．

4. 第二期（2012 年～現在）

本章では，第一期の教訓を踏まえ，第二期で導入した基幹ネットワークの構成，運用状況と問題点，問題点に対する対策について述べる．

4.1 ネットワーク構成

第二期では, 第一期を踏襲し, FTTL と動的認証 VLAN は引き続き運用することとした．第二期ではシステムの名称を SERN（Saitama Education and Research Network）と名付けた．基幹スイッチで各 VLAN のネットワークインターフェースを持ち，レイヤ 3 レベルでのパケット転送を行う．動的認証 VLAN は，ボックス型のレイヤ 2 スイッチを多数配置することにした．この方針は，動的認証 VLAN の処理負荷をできるだけ細かい単位で分散するためである．小さなスイッチに機能を分散させることでネットワークの安定化を狙った．

具体的なネットワーク構成を図 7 に示す．図内うち，SINET スイッチ，ファイアウォール（図中 FW），基幹スイッチ間はすべて 10 ギガイーサネットにより接続されている．認証スイッチは BOX 型スイッチを 45 台設置し，基幹スイッチはシャーシ型スイッチを 2 台設置し冗長構成をとった. 設計当初, 基幹スイッチの冗長化に第一期と同様, STP（Spanning Tree Protocol）の導入を検討した．しかし, 既に 2011 年には VLAN 数が動的認証 VLAN, 固定 VLAN をあわせて 500 以上あった．今後も VLAN の増加が見込まれ，大量の VLAN を持つネットワークで STP を運用することは基幹スイッチにとって過負荷となり，パケット転送に支障が出る可能性がある．RSTP（Rapid Spanning Tree Protocol）[5]などのように STP の処理負荷の軽減を図ったものが存在するが，複数のレイヤ 3 スイッチを 1 台のレイヤ 3 スイッチとして扱うことができる機能として，シスコシステムズ社の Catalyst で VSS(Virtual Switching System) [6]とよばれる冗長構成技術を採用し STP を不要とした．

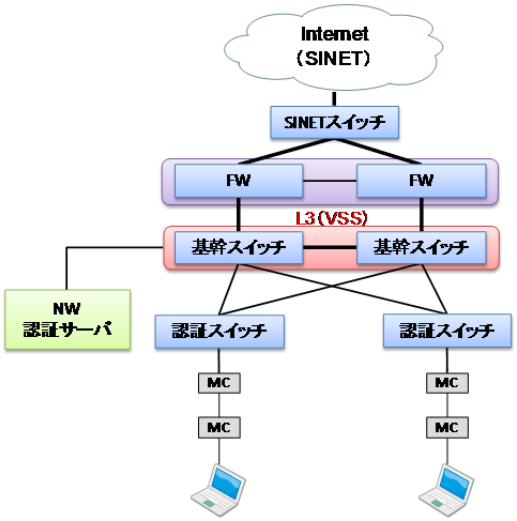


図 7　2012 年～現在のネットワーク構成

第二期における主要なネットワーク機器は以下の通りである.

- 基幹スイッチ（2 台）
  シスコシステムズ社　Catalyst6500
- 認証スイッチ（45 台）
  日立金属株式会社 Appresia13200
- 無線 LAN アクセスポイント（300 箇所）
  シスコシステムズ社　Aironet 1142

5. 第一期と第二期の運用経験に基づく教訓

本章では，第一期と第二期を通じて獲得した FTTL と動的認証 VLAN の運用経験に基づく教訓について述べる.

5.1 要件定義の問題

教訓のひとつとして，要件定義の重要性が挙げられる．第一期は，ほとんど要件定義が行われていない状態であった．第一期で起きた問題のほとんどは，調達前に盛り込むべき仕様が正しく記載されていなかったことにある．運用スタッフが今以上に少なく，要件定義に時間がかけられなかった背景があった.

第二期では，第一期の反省を踏まえ，全学情報基盤システムを構成する要素ごとに専任のチームを結成して要件定義に時間をかけた．教員と運用スタッフが 1 名ずつペアになって，基幹ネットワーク，基幹サーバ，教育研究用システムの 3 つのチームに分けて仕様書の検討を行った．仕様書作成に十分な時間をかけることが可能となり，品質の高い仕様書が作成できた.

このように要件定義を徹底することで，システムの完成度を高め，障害が少ないシステムを構築可能なことを経験した.

5.2 IP アドレス設計の徹底

動的認証 VLAN の導入には，各 VLAN に割り当てる IP アドレスの設計を十分行う必要がある．本学の各 VLAN は，グローバル IP アドレスで運用している．クラス B をサブネット分割で各 VLAN に割り当てている．第一期では，各 VLAN の IP アドレスプールに余裕があったが，端末や利用者の増加など，利用環境の変化によって IP アドレスが足りなくなる現象が顕著になった.

第二期では，昨今のスマートフォンやタブレットの普及によって，1 人あたりの端末保有台数は増加傾向にある．1 人当たりの端末保有台数増加は，IP アドレスの消費の増加につながる. 結果, 無線ネットワークの利用が拡大し IP アドレスが足りなくなる危険性がある.

動的認証 VLAN のうち，教員 VLAN や研究室 VLAN など合わせて 10 の認証 VLAN において割り当てるネットワークの拡張作業もしくは付け替え作業を実施している．作業に

あたっては，ネットワークが一時的に利用不能となるため，利用者への負担が大きい．

IP アドレスの割り当て不足は，第一期に行った動的認証 VLAN の設計時の不備にある．動的認証 VLAN を採用する際には，各ネットワークセグメントの IP アドレスが充足した状態になるようアドレス設計を検討する必要がある．また，拡張が容易になるように割り当てたネットワークセグメントの前後を空けておく工夫も必要となる．

5.3 メディアコンバータの電源供給問題

FTTL を構成する場合にはメディアコンバータの電源配置に配慮する必要がある．

FTTL は，光ファイバを利用しているため，ネットワークの利用にはメディアコンバータが必要となる．メディアコンバータは電源を必要とする．つまり，FTTL は電源供給が断たれるとシステムとして機能しない．この弱点は，東日本大震災の計画停電で明らかになった[7]．サーバ室という場所に一箇所に集中している点も弱点となった．2014 年秋に大学当局の理解と協力を得て，サーバ室向けの自家発電設備を導入した．同時に学内の要所にも発電設備が整備された．今後，発電設備を活用した災害時の対応について実地訓練を検討している．

5.4 各 VLAN における責任者の明確化

FTTL のような集中管理型のネットワークに変更した場合，大学内の組織と連携してネットワーク管理体制を別途構築しておく必要がある．

本学で FTTL を運用した結果，個々の部屋とネットワークの接続拠点であるセンター管轄のサーバ室とを直接接続したため，部局の管理者の存在が希薄となった．結果，管理責任者が不明になった部局もあり，利用者が問い合わせる窓口を失う結果となった．現在は各部局ごとの善意によって管理の協力を頂いている．現在，VLAN 単位の責任者を配置し，センターと連携して管理運用にあたる体制を検討中である．

6. FTTL と動的認証 VLAN の考察

本章では，本学で 2007 年から運用してきた FTTL と動的認証 VLAN についての考察を述べる．

6.1 FTTL の利点と欠点

FTTL のコンセプトは，部屋とサーバ室とを直接光ファイバで結ぶことにより，サーバ室での集中管理を可能とし運用管理を効率化するという狙いがあった．

FTTL の利点は 2 つある．利点の 1 つ目は，サーバ室での管理が可能であるため，トラブルシューティングを行う際に建物や部屋を行き来することがないなど，迅速な解決に役立つことである．しかし，いつでも FTTL で問題が解決するわけではない．サーバ室でトラブルが完結する場合もあるが，障害の原因が不明な場合や利用者の環境に起因する障害も

あるため，実際には現地に赴く必要がある．

利点の 2 つ目は，各部屋のネットワークがサーバ室に集線されているため，利用者がネットワークを利用する上で幅が広がる点である．複数の部屋を束ねて 1 つの LAN を作りたい場合はサーバ室側だけの作業で完結する．これまでに LAN を構築した研究室は 20 件程度ある．LAN 構築以外に具体的な要望として実現したものには，いくつかの部屋で物理的にファイアウォールを経由させたい，スイッチに通したいという要望があった．このような要望にも柔軟に対応可能であった．

FTTL の欠点は，導入コストである．FTTL では，光ファイバの敷設費用やメディアコンバータの導入が必須である．メディアコンバータは 1 つが 10 万円程度と高額なため，導入コストが高い．また，建物内に光中継盤やサーバ室にパッチパネル等の設備を収容する場所の確保が必要となる．光ファイバについては，切断や建物改修で再度敷設する際にかかる費用は UTP の配線を行う場合に比べて数倍から数十倍の差がある．本学の場合は，キャンパスが分散せず, 1 箇所にまとまっていたことが FTTL の導入に適していたと考えられる．FTTL を導入する際には，全体的な費用対効果を確認しながら，導入の検討をする必要がある．

FTTL の運用では，メディアコンバータの故障についても注意を払う必要がある．メディアコンバータの故障は，1 年間あたり 10 件程度，このうち利用者の故意によるものが 2，3 件程度である．これまでに利用者の認識不足で，ファイバのコネクタを破損することや，メディアコンバータの一部を破損することがあった．これ以外にも，部屋の模様替えで部屋に敷設された光ファイバを切断する例が見られた．ネットワークの利用が少ない部屋ではメディアコンバータの故障発見が遅れることがあった．

6.2 動的認証 VLAN の利点と欠点

動的認証 VLAN の利点は 3 つある．利点の 1 つは，有線 LAN，無線 LAN に関わらず同じネットワークを利用可能なため，利用者が部屋を移動しても同一のネットワーク資源を利用できる点である．場所に関係なく作業を継続可能な点が優れている．

動的認証 VLAN の利点の 2 つ目は，一般的なレイヤ 2 スイッチと MAC アドレス認証とを併用することにより，1 つの物理線上で複数のネットワークを利用可能な点である．

動的認証 VLAN の利点の 3 つ目は，セキュリティインシデント対応に有効な点である．本学では年に数件，学内の端末がウイルスに感染し，外部ネットワークへ攻撃することがあり，外部機関からの通報がある．この際，動的認証 VLAN の認証ログや DHCP サーバのログを利用することによって，容易に利用者や感染端末の特定が可能となっている．

動的認証 VLAN の欠点は 3 つある．欠点の 1 つ目は，ネットワーク機器により動的認証 VLAN の設定可能数が制限されていることである．動的認証 VLAN を導入する際にはネットワーク機器の仕様を十分確認しておく必要がある．一見, 機器の仕様上は動的認証 VLAN の数が多く利用可能と表記されていても，システムとして稼動させた場合には動かない場

合があるので注意が必要である．

欠点の 2 つ目は，第二期で発覚した認証前 VLAN の脆弱性を考慮すると多数の認証前 VLAN が必要になる点である．1 つのポートで 1 つの認証前 VLAN を構築した場合は，スイッチに設定可能な VLAN 数を超える可能性がある．一般的なスイッチでは，VLAN 設定の上限が 4096 個までという制限がある．本学の運用方法のように基幹スイッチに認証 VLAN を設定する場合，基幹スイッチの VLAN 設定数が膨大になることが懸念される．

欠点の 3 つ目は，動的認証 VLAN 特有の認証前 VLAN と認証後 VLAN の扱いである．認証前 VLAN から認証後 VLAN へ切り替わる際，利用者の端末の IP アドレスの付け替えが発生する．付け替えの方法には注意が必要である．第一期の運用では，付け替えの方法をソフトウェアに頼り，端末環境によっては動作しないことが問題であった．この教訓を踏まえ， 2011 年からの運用では端末に依存せず，ブラウザのみで認証を完遂できるシステムにした．

7. 関連研究

大学における大規模な VLAN の運用は，広島大学[9]をはじめ， 岡山大学[10]，京都大学[11]で行われている．特に岡山大学では，大規模認証ネットワークの運用に関して，管理運用を通じて得られた経験が述べられている[12][13]．大学における光ファイバ網を用いた学内ネットワークの運用例は，光直収ネットワークを構築した群馬大学の Fiber To The Desk，“FTTD”[14]がある．本学がサーバ室の集合メディアコンバータを通じてスイッチと接続しているのに対して，FTTD では研究室のメディアコンバータとサーバ室にあるコアスイッチとを直接光ファイバで接続している点が異なる．琉球大学では，GE-PON を活用した試み[15]を行っている．運用に工夫が必要であるが，本学の FTTL と比較してコストが低減できる可能性がある．大規模な VLAN 運用には，システム化によるサポートが有効である[16]．近年，Software Defined Networking（以下，SDN）と呼ばれるネットワーク運用手法が登場し注目を集めている．SDN は，多数の VLAN を少数の運用スタッフで管理する場合には有効な技術である．広島大学では，VLAN 設定の自動化[17]に取り組んでおり，大学の情報系センターの人的リソースが削減される中で有効な方法である．

8. おわりに

本論文では，光ファイバ直収ネットワーク FTTL と動的認証 VLAN の運用について，2007 年から現在に至るまでの運用経験を述べた．本学が身をもって経験したように，要求仕様をよく検討せずに調達してしまうと，調達後に仕様に制限があることが判明することや，想定していた機能が正しく動作しない恐れがあることがわかった．健全で信頼性の高いネットワークの構築においては，要件定義に時間をかけることが重要である．結果として運用時に大きな影響を及ぼし，利用者に迷惑をかけることとなる．

構築前後のトラブルの顕在化を通して，本学の規模のネットワークの維持管理には，人手が重要であることを再認識した．今後も少数の運用スタッフで効率よく管理できる方法を模索していきたい．本学の様々な運用経験や対応策が，他の環境におけるネットワーク構築・運用に少しでも役立てていただけると幸いである．

参考文献

1) 学術情報ネットワーク SINET4，http://www.sinet.ad.jp/
2) 伊藤和人，田邊俊治，小川康一，吉浦紀晃，重原孝臣，前川仁 ：埼玉大学 FTTL の構築，学術情報処理研究，No.11，pp.124-128 (2007).
3) 田邊俊治，小川康一，伊藤和人，吉浦紀晃 ：光直収ネットワークによるキャンパスネットワークの管理運用，第 9 回インターネットテクノロジーワークショップ論文集，pp.1-8 (2008).
4) IEEE：IEEE 802.1s, "Virtual Bridged Local Area Networks - Amendment 3: Multiple Spanning Trees” (2002).
5) IEEE：IEEE 802.1w, “Standards for Rapid Reconfigureration Spanning Tree” (2001).
6) Cisco システムズ：テクノロジー解説 Virtual Switching System(VSS)1440, http://www.cisco.com/web/JP/news/cisco_news_letter|/tech/vss/index.html
7) 小川康一，吉浦紀晃：首都圏近郊の大学における計画停電の影響と対策，情報処理学会論文誌 54(3), pp.1028-1037(2013).
8) Nick McKeown, Tom Anderson, Hari Balakrishnan, Guru Parulkar, Larry Peterson, Jennifer Rexford, Scott Shenker, and Jonathan Turner
ACM SIGCOMM Computer Communication Review, Volume 38, Number 2(2008).
9) 大東俊博，近堂徹，岸場清悟，田島浩一，岩田則和，西村浩二，相原玲二：広島大学における新キャンパスネットワークへの移行手法，情報処理学会研究報告，インターネットと運用技術（IOT）， 2008(87), pp.31-36(2008).
10) 岡山聖彦, 山井成良, 大隅淑弘, 河野圭太, 藤原崇起, 稗田隆：岡山大学における認証・ロケーションフリーネットワークの構築，学術情報処理研究，No.15，pp.161-165(2011).
11) 高倉 弘喜,江原 康生,宮崎 修一,沢田 篤史,中村 基典,岡部 寿男：安全なギガビットネットワークシステム KUINS-III の構成とセキュリティ対策，電子情報通信学会論文誌. B, 通信 J86-B(8), pp.1494-1501(2003).
12) 山井成良，岡山聖彦，大隅淑弘，藤原崇起，河野圭太，稗田隆：岡山大学における大規模認証ネットワークの運用と課題，情報処理学会研究報告，インターネットと運用技術（IOT），2013-IOT-20(10), pp1-6(2013).
13) 山井成良，岡山聖彦，大隅淑弘，藤原崇起，河野圭太，稗田 隆：岡山大学における大規模認証ネットワークの運用と課題(2)，情報処理学会研究報告，インターネットと運用技術（IOT）， 2013-IOT-21(27), pp.1-6(2013).
14) 上田浩，井田寿朗，青木正文，齋藤貴英，酒井秀晃，伊比正行，高橋 仁，船田 博，矢島 正勝，久米原 栄：キャンパス内光直収ネットワークの構築と運用，学術情報処理研究，No.14, pp.56-63 (2010).
15) 大川康治，遠藤聡志，谷口祐治，久保田恵子，庄司博光，岸本克巳：GE-PON を利用したキャンパスネットワークの構築と運用，情報処理学会研究報告, インターネットと運用技術（IOT），2012-IOT-18(3), pp.1-5(2012).
16) 飯島智之, 新善文, 木村浩康, 木谷誠：ON-API(Open Networking-Application Programming Interface)と ON-API を用いたネットワーク管理アプリケーションの開発，情報処理学会論文誌 49(3), pp.1052-1060(2008).
17) 近堂徹，田島浩一，岸場清悟，吉田朋彦，岩田則和，大東俊博，西村浩二，相原玲二：運用の効率化を目的としたネットワーク構成管理と自動設定の実現，情報処理学会研究報告，インターネットと運用技術（IOT），2015-IOT-28(33), pp.1-6(2015).

＊本論文は，情報処理学会インターネットと運用技術研究会（IOT 研究会）において，2015 年に岐阜で開催された IOT30 に投稿した論文を加筆修正したものである．

ストレージサービスと情報基盤のコスト

吉浦　紀晃

1.　Office365

この文章では、2016 年 4 月 1 日から埼玉大学で利用可能となったマイクロソフトの Office365 のことを書きます。その中でも、ストレージサービスである OneDrive によるファイル共有について書きます。関連して、この文章では、埼玉大学の情報基盤のコストと、他の大学の情報基盤のコストを比べてみます。

埼玉大学では、2016 年度からマイクロソフト社と包括ライセンス契約を締結しました。マイクロソフト社には、年間で結構な金額を支払うわけですが、この契約により、マイクロソフトの Office や WindowsOS のアップグレードが利用可能になりました。詳しくは、情報メディア基盤センターのホームページ(http://www.itc.saitama-u.ac.jp/)をご覧ください。

この包括ライセンス契約には、特典として Office365 が含まれています。Office365 は、マイクロソフトのクラウドサービスです。埼玉大学の構成員、つまり、学生、教職員だれでも Office365 アカウントを持つことができ、このクラウドサービスを利用することができます。アカウントの取得方法は、センターのホームページに掲載されています。また、2016 年度の新入生は埼玉大学統一認証アカウントの発行と同時にマイクロソフトのアカウント(Office365 アカウント)が与えられています。

Office365 アカウントにより、マイクロソフトのクラウドサービスである Office365 にサインインできます。http://portal.office.com にアクセスすると、図 1 のようにアカウントとパスワードの入力が促されます。サインインに成功すると、図 2 が表示されます。私は、Mac を利用しているので、「Office 2016 を MAC にインストール」と表示されますが、Windows であれば、図 3 のような表示がなされます。Windows であれ MAC であれ、Office 2016 をインストールすることができます。ただし、PC5 台、スマートフォン 5 台、タブレット PC 5 台までしかインストールできません。タブレットとしては、iPad や Android が利用可能です。また、Web ブラウザ上で Office ツールを利用することも可能です。よって、PC にインストールせずに Office ツールを利用することができます。

WindowsOS も利用することが可能ですが、あくまでもアップグレード版です。所有している WindowsOS のアップグレードは可能ですが、WindowsOS を所有せずに、アップグレード版を利用することはできません。

Łączyć
Conecte
連接
Ligue
Connect
Verbinden
つなぐ
Yhdistä
povezati
Office 365
職場または学校アカウント
someone@example.com
パスワード
サインインしたままにする
サインイン
戻る
アカウントにアクセスできない場合

図 1

Office 365
ホーム
吉浦 紀晃
今日は新しい考え方を取り入れてみましょう。
Office 2016 を Mac にインストール
Word
Excel
PowerPoint
Outlook
OneNote
今すぐインストール
その他のインストール
PC をお持ちですか? PC で Office 365 にサインインしてインストールできます。
Mac 用の Office 2011 の入手方法
スマートフォンやタブレットをお使いですか? デバイスで Office を取得
お使いのデバイスで電子メールと Office 365 アプリをセットアップする方法の詳細を確認します
Office Online でコラボレーション
OneDrive
Word Online
Excel Online
PowerPoint Online
OneNote Online
Sway

図 2

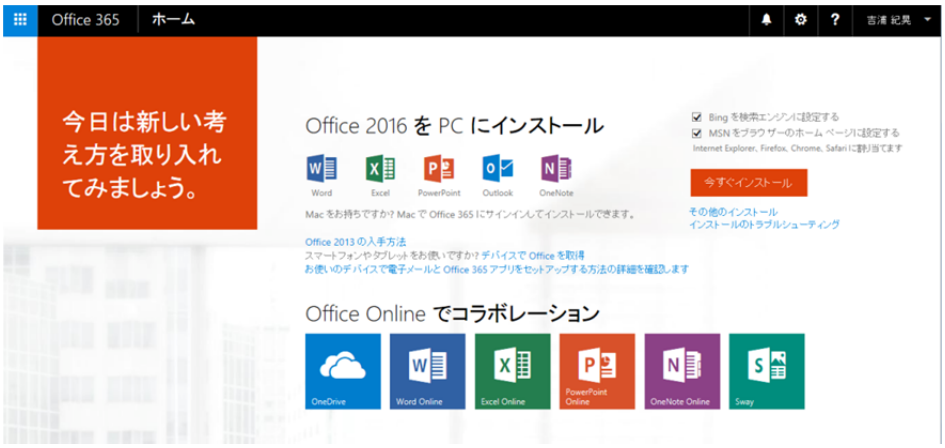

Office 365
ホーム
吉浦 紀晃
今日は新しい考え方を取り入れてみましょう。
Office 2016 を PC にインストール
Word
Excel
PowerPoint
Outlook
OneNote
Bing を検索エンジンに設定する
MSN をブラウザーのホーム ページに設定する
Internet Explorer, Firefox, Chrome, Safari に割り当てます
今すぐインストール
その他のインストール
インストールのトラブルシューティング
Mac をお持ちですか? Mac で Office 365 にサインインしてインストールできます。
Office 2013 の入手方法
スマートフォンやタブレットをお使いですか? デバイスで Office を取得
お使いのデバイスで電子メールと Office 365 アプリをセットアップする方法の詳細を確認します
Office Online でコラボレーション
OneDrive
Word Online
Excel Online
PowerPoint Online
OneNote Online
Sway

図 3

2. OneDrive

Office365 には、様々な機能がありますが、そのなかの 1 つである OneDrive について説明します。OneDrive はクラウドストレージサービスであり、インターネット上にファイルを保存することができるサービスです。類似のサービスには、Google Drive, Amazon Drive, Dropbox などがあります。すでにこれらのサービスを利用している人も多いのではないでしょうか。ちなみに、私はすべてのサービスを利用しております。

ところで、皆さんは以下のような問題に直面したことはないでしょうか。

ある誰かにファイルを送りたい。でも大きすぎるからメールじゃ送れない。

ファイルを送る方法としては、メールに添付して送ることもできますが、あまりに大きいファイルはメールでは送れません。メールに添付できるファイルサイズには制限はないのですが、メールサーバで、受信するメールに添付されたファイルのサイズに制限がかけられている場合が多く、受信を拒否される場合が多いのです。また、メールのマナーとして、大きなファイルを添付して送ることは、よろしくないと認識があります。このように、メールで大きなファイルを送ることは、慎むべきなのです。それでは、大きなファイルをどうやって送ればいいのか、となると困ってしまうわけです。しかし、いくつか手段があります。

1. 大学が提供するファイル送信サービスやオンラインストレージサービスを利用する。
2. 「宅ファイル便」等のファイル送信サービスを利用する。無料のものも多い。
3. Google Drive などのストレージサービスを利用する。無料のものも多い。
4. USB メモリで郵送する。

4.は論外でしょう。ただし、重要な情報はインターネット上で送信することはせずに、4.による方法をとることもあります。2.は、あくまでも無料のサービスであるため、重要なファイルや機密性が高いファイルの送信に利用するには踏み切れないところがあります。もちろん利用することは可能です。3.は、ファイルの送信に利用するためというよりもストレージサービスとして利用する方が多いと思います。このストレージサービスの機能の中にはファイル共有機能があり、この機能を利用することで相手にファイルを送信することができます。ただし、ストレージサービスを利用した共有の場合、送信したい相手だけと共有できるとは限らないという問題があります。Google Drive の場合、送信相手に Google

アカウントがあれば、送信相手だけと共有することが可能です。

1.は使い勝手がよく、安全にファイルを送信することができます。というのは、1.では、送信相手がファイルにアクセスするときのパスワードを設定することが可能だからです。ただし、有料です。1.では、ファイルの送信相手にファイルのインターネット上の場所(URL)とパスワードを送ることで相手にファイルを送信することができます。一方、2.や 3.では、送信相手にファイルの場所(URL)を教えるだけになってしまうことが多く、URL を知っている人ならば誰でもアクセスできることになってしまいます。

埼玉大学では、1.を提供していません。よって、これまでは、2.か 3.か 4.のいずれかの方法しかありませんでした。最も利用しやすそうなのは、Google Drive のように思いますし、送信相手が Google アカウントを持っているならば、十分な安全性も保たれます。ただし、Google Drive に限らず Google のサービスは何かトラブルがあれば、国内法ではなくアメリカ合衆国の法律やカルフォルニア州法が適用されることが多く、データの取り扱いに関する法律的な扱いを考えると、利用を躊躇することもあるかもしれません。もっとはっきり言ってしまうと、無料のサービスであるためにデータがどのように扱われているのかがはっきりしない部分が多く利用を躊躇することがあります。

埼玉大学では 1.の方法を用意することは予定されていません。しかし、Office365 が利用できますので、その中の機能である OneDrive を利用することで、ファイルを送信することができます。基本的には、Google Drive と同じですが、相違点もあります。相違点については後述します。

OneDrive を利用したファイルの送信は、送信相手とのファイル共有を行うことにより実現されます。その手順を説明します。Office365 にサインインして、OneDrive のアイコンをクリックすると、図 4 のような表示がされます。図 4 では、ファイル名など一部伏せてあります。

図 4

さて、この画面上にファイルをドラッグすると、ファイルがアップロードされます。試しに、テストというフォルダーを作成し(図 5)、そこにファイルをアップロードしてみます。

図 5

今回は、図 6 のように「記入要項.pdf」と「出張届.doc」をアップロードしました。一番右側に「共有」と呼ばれる欄がありますが、他の人と共有する場合、ここに共通先の人が表示されます。ファイルを共通する場合には、ファイルを選択し、「共有」をクリックすると、図 7 のような共有のウィンドウが表示されます。

図 6

「名前またはメールアドレスを入力します」ウィンドウには、Office365 アカウントかマイクロソフトアカウントのいずれかを入力しなければ、意味がありません。共有したい相手が Office365 アカウントかマイクロソフトアカウントのいずれかを持っていて、そのアカウントを入力しなければ無視されます。Office365 アカウントは、Office365 のサービス利用者に発行されるものですが、マイクロソフトアカウントは誰でも取得することができます。この点では Google アカウントと似ています。これら 2 つのアカウントのいずれかを入

力した場合、共有相手がファイルにアクセスするとき、Office365 アカウントまたはマイクロソフトアカウントとパスワードの入力が必要となります。よって、送信相手以外がファイルにアクセスすることはできません。

一方、「名前またはメールアドレスを入力します」にこれら 2 つのアカウントを入力しない場合、共有相手がファイルへのアクセスするときには、パスワード等による認証がないため、ファイルの場所さえわかれば誰でもアクセス可能となります。この点も Google Drive と似ています。

図 7

ファイルの共有相手にリンクを送信するとファイルを共有することができます。共有にもいくつか種類があります。「リンクの取得」をクリックすると、図 8 のような表示が得られます。送信相手がアカウントを有していない場合、この中から、「サインインを必要としない」を選択する必要があります。このリンクへのアクセスはアカウントを必要としませんが、その一方で、リンクを知っている誰でもがアクセスできます。よって、アクセスに有効期限を設けることが無難です。図 9 のように、決め打ちですが設定可能です。

OneDrive でファイルを送信する場合に 1 つ注意が必要です。Word や Excel などの Office 関連のファイルを送信しようとしても、送信相手はダウンロードができない場合があります。OneDrive の場合、Office 関連のファイルは、Web ブラウザ上で閲覧しかできず、ダウンロードできないのです。そこで、送信相手にダウンロードさせるためには、ZIP ファイルに圧縮するといった、Office 関連のファイルではない形式にして、ファイルを共有すればダウンロード可能になります。

図 8

図 9

3. 他のファイル共有について

既に述べたように、ストレージサービスはマイクロソフトの OneDrive 以外にもあります。図 10 に簡単な比較を示しました。比較は無料のサービスを対象としました。

図 10 から、有効期限が設定できるものは OneDrive だけであること、そして、有効期限以外の点については、Google Drive を利用してもそれほど変わらないことがわかります。Google Drive と比較して、OneDrive の場合には、大学がマイクロソフト社と契約を行って利用しているため、ファイルの取り扱いなど規則面から見た場合、契約なども含めて大き

な違いがあるのかもしれません。特に、大学のセキュリティポリシーなどで Google Drive にアップロードしてはいけないファイルなどがあるかもしれないといった、規則面の違いがあるかもしれません。この違い把握には、2 つのサービスの規則等を精査する必要があります。

	認証機能があるもの	有効期限が設定できる
Google Drive (無料)	Google アカウントなら認証可能	不可
Amazon Drive (無料)	不可	不可
Dropbox (無料)	不可	不可
One Drive	MicroSoft アカウントか Office365 アカウントならば認証可能	期限が決まっているが設定できる

図 10

4. 大学の情報基盤のコスト

埼玉大学では、今まで、大学として、ファイル共有サービスやオンラインストレージサービスを提供していませんでした。一方で、いくつかの大学ではストレージサービスを既に提供しています。このサービスは、大きなファイルの送信にとっては非常に便利です。それではなぜ導入していないのだということになるかと思いますが、その理由は、導入コストの問題や運用コストの問題にあります。どんなに安く見積もっても、導入コストは 300 万円以上かかるでしょう。ものによりますが、1000 万円以上の場合もあるでしょう。また、年額の保守費用や管理のためのマンパワーも考えると相当な額になります。他大学では、ファイル共有サービスを導入しているところもありますが、導入費用や維持管理費用に見合うだけの見返りがあるのかどうか非常に疑問ではあります。

ストレージサービスに限りませんが、サービスを提供しようとすれば、それだけコストがかかります。情報基盤にコストをかける必要があるかないかは大学としての判断になります。コストを考えると、サービスがいろいろあることがいいとは限らないわけです。コストに見合うかどうかをよく考えて、サービスの提供を行う必要があるかないかを検討する必要があります。

大学の情報基盤のコストは、埼玉大学の場合、月額 800 万円ほどであり、年額だと、一億弱となります。この金額には、工学部情報システム工学科の情報教育システムも含まれています。この理由は、元々、大学の情報基盤と情報システム工学科の情報教育システム

は別々に調達していたのですが、それを合わせて調達することでコストを下げることが出来るということで、合わせて調達を行っています。

それでは、他大学ではどのくらい費用がかかっているかを参考までに見てみましょう。H28 年国立大学法人情報系センター協議会報告書から、幾つかの大学の費用をピックアップしました。

群馬大学　　116,701,000円

宇都宮大学　　113,459,000円

筑波大学　　326,502,000円

横浜国立大学　　122,450,000円

この金額にどのようなシステムが含まれているかは大学によって異なるため、単純に比較することはできませんが、どの大学も埼玉大学より高額になっています。大学の規模を考慮した上で、協議会報告書から言えることは、埼玉大学より高額になっている大学がほとんどであるということです。実際、各大学の情報基盤の費用を比較すると、埼玉大学より少額の大学は、教育大学などの単科大学しかありません。

つまり、埼玉大学の情報基盤にかかる費用はかなり少額であります。これを良しと見るかは、大学としての情報基盤の考え方に依存します。情報基盤が貧弱だと見ることもできますし、情報基盤に無駄なコストをかけていないと見ることもできます。個人的には、情報基盤に必要以上にコストをかける必要はないと思っています。

5. おわりに

この文章では、Office365 の簡単な紹介、大学のストレージサービスとしての OneDrive とファイルの送信方法の紹介、そして、情報基盤のコストの話を簡単にしました。OneDrive や Office365 の利用で多少なりとも、大学の IT 環境の使い勝手がよくなることを願うばかりです。

埼玉大学における Office 365 導入顛末

齋藤　広宣

1. はじめに

2015年の暮れ、マイクロソフトの教育機関向け包括ライセンスプログラム EES (Enrollment for Education Solutions) を契約することが決まり、2016年4月1日の利用開始に向け準備するよう情報メディア基盤センターに下命された。筆者はこの時点で、準備するべき環境について、ほとんど知識を持ち合わせていなかった。そのなかで3ヶ月間において準備のプロジェクトを実施したので、これを本稿で記述していきたい。なお必ずしも時系列順に記載していないので、あらかじめご承知いただきたいと思う。

2. 作業の目標と用語の整理

本学では、EESを埼玉大学の全教職員を対象として契約することとなった。これにより学生も Student Advantage 特典を受け、マイクロソフト社のクラウド版 Office ソフトである Office 365 ProPlus を利用することが出来るようになる。今回のプロジェクトの目標は、EESに基づき Windows OS アップグレードと Office Professional Plus を教職員を対象に配布し利用できるようにすること、それと学生および教職員を対象に Office 365 ProPlus を配布できるようにすることである。

カットオーバーは、4月の新入生向けには4月初め、また教職員及び在校生に対しては4月のなるべく早い時期とされた。

ところで、Office 365 ProPlus を利用できるようにするためには、教育機関向け Office 365 (Office 365 Education) のプランE1 (無償) を申し込む必要がある。この Office 365 とは Exchange Online や Sharepoint Online 等を包含するクラウドサービスである。Exchange Online 等のサービスもまた、経費削減のためには利用したいものではあったが、今回のプロジェクトではスコープ外とした。

なお、“Office 365” とはクラウドサービスを指し、一方で “Office 365 ProPlus” とはクラウド版Officeアプリケーション製品である。さらに EES でも “0ffice Professional Plus” が提供されるが、これはボリュームライセンス版であり “Office 365 ProPlus” とは異なる。以上のように紛らわしい名称が多く、サービスイン後の利用者の混乱は懸念されたが、このままマイクロソフトの表記の通り進めることとした。

3. 準備作業

当プロジェクトで実施した準備作業を羅列していく。

3.1 大学内の調整

この包括契約により、教職員および学生がそれぞれ個人負担なしに Office ソフトが使えるようになるため、その利益を損なわないよう事前の周知を急いで行う必要があった。特に新入生向けにパソコンを販売する生協に対しては、Officeプレインストールなしの商品を用意してもらう必要があり、年末に決定と聞いた時点で直ちに生協に通知をした。年末はまさに発注ぎりぎりのタイミングであった。またこの段階で、大学が契約方針を撤回する余地も、またなくなることとなった。

3.2 契約事務への参加

本件包括契約関連の事務は、情報メディア基盤センターとは別の部署が行ったが、4月カットオーバー準備のために3月中には実質使用できる必要があった（1年契約を3月2日以降に結べば、翌年3月末までの契約期間となる）。その旨は再三お願いして契約事務にあたってもらった。

また、EESの契約を行うにあたって、「電子署名者」と「第一連絡先担当者」を記載する必要がある。「電子署名者」は契約時の電子署名を行うが、どのような立場の者がなるべきなのか、これといった基準はない。また「第一連絡先担当者」は、契約後のマイクロソフトとの原則的な連絡先担当者となり、またボリュームライセンスサービスセンター(VLSC)の最初の管理者となる。利用者に提供するボリュームライセンス版ソフトウェアは、すべてVLSCにサインインして入手することになるため、この担当者はシステム管理上重要な役割を担う。この位置づけが理解されないまま手続きが進みかかったため、途中から契約事務にも参加する必要が生じた。また、Student Advantage 特典を利用するにはEESの契約後にまた発注を行う必要があるため、その事務の進捗も把握する必要があった。

3.3 KMS認証システムの構築

教職員を対象として提供するボリュームライセンス版ソフトウェアの認証システムには、KMS認証を採用することとした。KMS認証を行うKMSホストには Windows Server 2012 R2 を用いた。KMSホスト自体の設定は、ガイドに従えばさほど難しい点はなかった。

また端末から認証リクエストをKMSホストに到達させる方法としては、DNSにSRVレコードを設定する方法と、PCの方でKMSホストのアドレスを設定させる方法とがあるが、利用者側のPCで設定をさせずにすむよう前者を採用した。しかし実際にやってみると、SRVレコードを用いる方法ではPCの方にDNSサフィックスが設定されていないと、KMSホストに到達できなかった。学内（社内）ネットワークに Active Directory を採用していれば、そのような問題は発生しないのだが、本学の環境はそうではなかった。DHCPでIPアドレスを付与しているPCにはDNSサフィックスが設定されていたが、そうでないPCに対しては手動でDNSサフィックスを設定していただくことで対応した。

3.4 Office 365 認証の構築

Office 365 のサービスを利用者に提供するには、Office 365 のアカウントを作成して利用者に付与する必要がある。まずはその方法をいくつか検討した。

第一にあがってくるのが、Active Directory フェデレーションサービス(AD FS)を用いたシングルサインオン(SSO)の構築である。しかしこの選択肢は、サーバ等の機器が複数必要な上に現行のシステムにも改修を加える必要があったため、費用等の観点から本プロジェクトでの実現は断念した。

次に考えられるのが、Azure AD Connectを使用する方法である。本学のシステムでは、教育システム用にADサーバをもっており、これにAzure AD Connectを導入してパスワード連携を行おうというものである。この方法はSSOではないものの、大学の情報システムと同じアカウント（パスワード）を使用できる。しかし、Office 365 で使用したいと思ったドメイン名が、現行の学内ADのUPN（Universal Principal Name）と一致しておらず、単純にAzure AD Connectを導入しても期待する動作とならなかった。

また2015年2月より、利用者が自分で Office 365 Education のアカウントを取得できる「セルフサインアップ」が利用可能となっている。ただしこの方法をとる場合は、サインアップが野放しにならないよう事後に利用者の確認を行う必要がある。また、利用者が卒業や退職したあとに、適切にユーザ消去を行わなければならないなど、管理上の課題も多い。

結局今回は、利用者の申し込みを受けつけ、手動で Office 365 のアカウントを作成するという対応をとることにした。アカウント作成の PowerShell スクリプトを作成し、また申し込みの受付簿を作成して申し込み履歴の管理を行っている。

１つの問題として、大学の情報システムと Office 365 とでアカウント連携がとられないことから両者のパスワードが別々になるため、パスワード再発行業務の負荷増大が懸念された。対策として、Office 365 アカウントのパスワード再発行には大学の電子メールを用いて、利用者自身で再発行を受けられるようにした。これは PowerShell を用いて「連絡用メールアドレス」を各利用者の大学電子メールアドレスに設定することで実現できる。

4. 今後の課題

以上の作業により、Office 365 のサービスはどうにかスタートした。しかし、計画はしつつもまだ実現に至っていない部分もあるので、ここに書き残しておきたい。

4.1 ボリュームライセンス版ソフトウェアの電子申請

まずボリュームライセンス版ソフトウェアの配布にあたっては、各利用者がこのソフトウェアを流出させないこと、またマイクロソフトとの契約を遵守して使用することを確認しなければならない。そのために、利用者（教職員）本人からの申請というプロセスが必要となる。現在は紙の申込書を提出いただくことで対応しているが、状況が整い次第、Web

からの申し込みが出来るようにしたい。

4.2 ボリュームライセンス版ソフトウェアのWeb配布

現在は利用者が希望するソフトウェアをDVDメディアに焼いて貸し出すという対応をとっているが、VLSCにて取得できるのはISO形式のファイルである。上記のWeb申し込みが可能になれば、このISOファイルのまま提供することも可能になる。

4.3 CMID（Client Machine ID）の管理

CMIDとは、ボリュームライセンス版ソフトウェアをインストールしたクライアントのIDである。このIDはKMSホスト内で一意なので、利用者とひもづけることができれば、誰がどのクライアントを使っているか、またいくつ使っているかなどを把握できるようになる。

しかし、CMIDは通常インストール時に生成されるため申請時に利用者とのひもづけができない、CMIDを出力するにはクライアントPCでコマンド実行が必要、などの状況があり、まだ実現に至っていない。また、CMIDリストを収集してもリスト外のCMIDからのKMS認証を拒否できるわけではないことにも、注意しておく必要がある。

4.4 クラウド版電子メール（Exchange Online）の提供

現在は教職員および学生に対しオンプレミスで電子メールを提供しているが、これをクラウドに移行するのはコスト面のメリットが大きく、前向きに検討するに値する。

なお実際には、電子メールの移行には数ヶ月スパンのスケジュールを立てて動く必要があるほか、利用者環境のさまざまなチューニングを検討しておかなければならない。そのためこれは年間計画で進めていく予定である。